

**EVALUACIÓN DE TÉCNICAS DE MEDICIÓN DE ANCHO DE BANDA
DISPONIBLE**

**SHIRLY MARINA CARRASQUILLA MARÍN
EDINSON ULLOQUE RODRÍGUEZ**



**UNIVERSIDAD AUTÓNOMA DE BUCARAMANGA
ESCUELA DE CIENCIAS NATURALES E INGENIERÍAS, FACULTAD DE
INGENIERÍA DE SISTEMAS, TELECOMUNICACIONES Y TECNOLOGÍAS WEB
BUCARAMANGA**

2006

**EVALUACIÓN DE TÉCNICAS DE MEDICIÓN DE ANCHO DE BANDA
DISPONIBLE**

**SHIRLY MARINA CARRASQUILLA MARÍN
EDINSON ULLOQUE RODRÍGUEZ**

**Proyecto de Grado presentado como requisito parcial para optar al título de
Ingenieros de Sistemas**

**Director:
Msc. César Darío Guerrero Santander**

**UNIVERSIDAD AUTÓNOMA DE BUCARAMANGA
ESCUELA DE CIENCIAS NATURALES E INGENIERÍAS, FACULTAD DE
INGENIERÍA DE SISTEMAS, TELECOMUNICACIONES Y TECNOLOGÍAS WEB
BUCARAMANGA**

2006

CONTENIDO

	Pág.
INTRODUCCIÓN	9
1. TCP-TRANSMISION CONTROL PROTOCOL. CONCEPTOS BÁSICOS	12
1.1 SERVICIO DE RED DE ENTREGA ORDENADA FIABLE	12
1.2 TCP. ASPECTOS BÁSICOS DEL PROTOCOLO.	12
1.2.1. Flujo de datos Forzado.	13
1.2.2. Señalización de datos urgentes.	13
1.2.3. Formato de la cabecera de TCP	13
1.2.3.1. Ventana.	14
1.2.3.2. Suma de comprobación.	14
1.2.3.3. Puntero Urgente.	15
1.2.3.4. Opciones.	15
1.3. MECANISMOS TCP	15
1.3.1. Establecimiento de la conexión.	15
1.3.2. Transferencia de datos.	15
1.3.3. Cierre de conexión.	16
1.3.4. Opciones en los criterios de implementación de TCP	17
1.3.4.1. Política de envío.	17
1.3.4.2. Política de entrega.	17
1.3.4.3. Política de aceptación.	18
1.3.4.4. Política de retransmisión.	18
1.3.4.5. Política de confirmación.	19
1.3.5. Gestión de ventana	19
1.3.5.1. Arranque lento.	19
1.3.5.2. Ajuste dinámico de la ventana en caso de congestión.	20
1.4. IMPLEMENTACIONES DE TCP	21

1.4.1. TCP Tahoe	21
1.4.2. Reno TCP	21
1.4.3. New-Reno TCP	22
1.4.4. Sack TCP. SYN-ACK. Acuses de recibo Sincronizados	22
2. MEDICIÓN DEL ANCHO DE BANDA DISPONIBLE	23
2.1 MÉTRICAS RELACIONADAS AL ANCHO DE BANDA	23
2.2 TÉCNICAS DE ESTIMACIÓN DE ANCHO DE BANDA	26
2.2.1. <i>Variable packet size (VPS).</i>	26
2.2.2. <i>Packet Pair/Train Dispersion Probing.</i>	26
2.2.3. <i>Self Loading Periodic Streams (SLoPS).</i>	27
2.2.4. <i>Train of Packet Pairs (TOPP).</i>	27
2.3. MODELOS DE ESTIMACIÓN DE ANCHO DE BANDA DISPONIBLE	27
2.3.1. <i>The probe gap model (PGM)</i>	27
2.3.2. <i>The probe rate model (PRM)</i>	29
2.4. HERRAMIENTAS DE ESTIMACIÓN DE ANCHO DE BANDA DISPONIBLE	30
2.4.1. IGI. <i>Initial Gap Increasing</i>	30
2.4.1.1. Metodología	31
2.4.1.2. Algoritmo IGI	33
2.4.2. <i>Pathload</i>	35
2.4.2.1. Definición de <i>Stream</i> .	36
2.4.2.2. Mensajes de cierre de <i>Pathload</i> .	37
2.4.3 Spruce	38
2.4.3.1 Implementación	40
2.4.3.2 Características de Spruce	40
2.4.4. <i>PatchChirp</i>	41
2.4.4.1. Algoritmo <i>PatchChirp</i>	43
3. ARQUITECTURA Y MONTAJE DEL TEST BED	45
3.1. COMPONENTES FUNCIONALES	46
3.1.1. Billyspc y Agnes	46
3.1.2. U.S., Brazil, China y Spain	46

3.2.ESCENARIOS DE PRUEBA	47
3.3. MÁQUINAS FreeBSD	48
3.4. MÁQUINAS LINUX	48
4. PRUEBAS Y RESULTADOS	49
CONCLUSIONES	54
BIBLIOGRAFÍA	56
ANEXOS	58

LISTA DE ANEXOS

	Pág.
ANEXO A – BRAZIL. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO	60
ANEXO A.1 – BRAZIL. REGLAS DE FIREWALL	62
ANEXO B – US. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO	64
ANEXO B.1 – US. REGLAS DE FIREWALL	66
ANEXO C – SPAIN. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO	68
ANEXO C.1 – SPAIN. REGLAS DE FIREWALL	70
ANEXO D – CHINA. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO	72
ANEXO D.1 – CHINA. REGLAS DE FIREWALL	74
ANEXO E – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR IGI	75
ANEXO F – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR PATHLOAD	77
ANEXO G – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR SPRUCE	79
ANEXO H – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR PATHCHIRP	81

LISTA DE FIGURAS

	Pág.
Figura 1. Cabecera de TCP	16
Figura 2. Capacidad de Canal	24
Figura 3. Errores en el Muestreo de Ancho de Banda	25
Figura 4. <i>Probe gap model</i> (PGM). Modelo para estimación de ancho de Banda disponible	28
Figura 5. Test Bed para la Evaluación de técnicas de Medición de Ancho de Banda Disponible	45
Figura 6. Ancho de banda disponible Medido vs Real (IGI)	50
Figura 7. Ancho de banda disponible Medido vs Real (Pathload)	50
Figura 8. Ancho de banda disponible Medido vs Real (PatchChirp)	51
Figura 9. Ancho de banda disponible Medido vs Real (Spruce)	51
Figura 10. Porcentajes de Error	52
Figura 11. Tiempo Promedio de Convergencia por Medición	52

LISTA DE TABLAS

	Pág.
Tabla 1. Escenarios de Prueba del Test Bed	47
Tabla 2. Descripción de los enlaces de los escenarios de prueba del Test Bed	47

INTRODUCCIÓN

De acuerdo con información de la Comisión de Regulación de las Telecomunicaciones (CRT) publicada en el *Internet World Stats*¹, en Colombia, el número de usuarios en Internet ha pasado de 878,000 en el año 2000 a 3,585,688 en el año 2005 (un crecimiento de más del 400%). A nivel mundial, durante el mismo periodo, este crecimiento fue del 182%. Esta tendencia implica una demanda creciente y reclama un uso eficiente del ancho de banda, dado el incremento de tráfico generado (especialmente tráfico multimedia).

Actualmente, aplicaciones de red y protocolos de comunicaciones no hacen un uso eficiente del ancho de banda debido al comportamiento dinámico del mismo y a la dificultad para medirlo a lo largo del tiempo. Tal es el caso de TCP (*Transmission Control Protocol*) que, en presencia de congestión, reduce la tasa de transmisión y la incrementa nuevamente, de manera lineal, sin importar a qué tipo de enlace esté enviando datos. Esto lo hace ineficiente cuando se tienen enlaces de gran capacidad que son subutilizados por el protocolo.

Igualmente, aplicaciones basadas en redes distribuidas como P2P (*Peer-to-Peer*), pueden incrementar su rendimiento cuando tienen un conocimiento aproximado del canal de comunicación. Tal es el caso de *BitTorrent*² que puede ser optimizado si se hace una selección adecuada de pares, basada en aquellos que tengan mejor ancho de banda disponible para compartir archivos.

Cada aplicación, sin embargo, requiere diferentes parámetros sobre medidas como exactitud, rapidez en la medición y cantidad de tráfico inyectado para la medición. Por ejemplo, una herramienta de administración de red puede preferir

¹ Disponible en: <http://www.internetworldstats.com/sa/co.htm> Consultado en: Junio de 2005.

² Disponible en: <http://www.bittorrent.com/> Consultado en: Junio de 2005.

una mayor exactitud que rapidez, contrario a lo que sucede con TCP donde en cada **Round Trip Time** (RTT) puede requerirse una estimación de ancho de banda disponible con gran rapidez para tomar decisiones sobre el tamaño de la variable que determina qué tanto tráfico se introduce a la red.³

Si hablamos del caso particular de TCP, una mejora a este protocolo estaría encaminada, entonces, a realizar la medición del ancho de banda con el que se cuenta, de forma tal, que la transmisión de datos usando TCP, transmita a una velocidad acorde con la capacidad disponible.

Estas necesidades han llevado a investigaciones recientes que han generado una serie de herramientas para la estimación del ancho de banda total (Capacidad) y del ancho de banda disponible.

Aunque estas investigaciones no son algo nuevo en el ámbito de las comunicaciones (datan aproximadamente de 1988), su estudio se ha visto limitado en gran parte a la estimación de la capacidad y, en ocasiones, al estudio de una herramienta en particular; sin embargo, el eje central de esta investigación, es el estudio comparativo de dichas herramientas.

El comportamiento de estas herramientas está muy ligado al escenario en el que son probadas; es decir, tiempos de respuesta, exactitud y cantidad de tráfico inducido, pueden tomar pesos diferentes dependiendo de las características del enlace sobre el cual están operando. Por tanto, la evaluación de algunas de estas herramientas en un ambiente emulado y controlado es el objeto del presente trabajo. Dicha evaluación permitirá inferir algunas conclusiones respecto a las aplicaciones que demandan información sobre el ancho de banda disponible de un canal.

³ PRASAD, Ravi; DOVROLIS, Constantinos; MURRAY, Margareth, y CLAFFY, Kc. Bandwidth Estimation: Metrics, Measurement Techniques, and Tools.

Con el fin de realizar la evaluación, se implementaron, en un ambiente emulado y controlado (*test bed*) basado en *Dummynet*⁴ sobre máquinas *FreeBSD*⁵, cuatro herramientas de estimación de ancho de banda disponible (*IGI, Pathload, Spruce* y *PatchChirp*), de forma tal que fuera posible la simulación del tráfico en un camino de red. Para evaluar la efectividad de las herramientas en términos de rapidez, exactitud e intrusión, se configuraron cinco escenarios, cada uno representando tres enlaces con tres diferentes anchos de banda entre dos máquinas con diferentes volúmenes y distribuciones de tráfico. Los datos obtenidos en estas mediciones son la base de las conclusiones de esta investigación.

⁴ Disponible en: http://info.iet.unipi.it/~luigi/ip_dummynet/ Consultada en : Junio de 2005.

⁵ Disponible en: <http://www.freebsd.org/> Consultada en : Junio de 2005.

1. TCP - TRANSMISSION CONTROL PROTOCOL. CONCEPTOS BÁSICOS

El protocolo de transporte es el encargado de proporcionar un servicio de transferencia de datos de extremo a extremo, que desliga las capas superiores de los detalles de red o redes intermedias. Los protocolos de transporte pueden ser de dos tipos, orientados a la conexión, como en el caso de TCP y no orientados a la conexión como en el caso de UDP (*User Datagram Protocol*).⁶

TCP es un protocolo orientado a la conexión y, como tal, proporciona el establecimiento, mantenimiento y cierre de la conexión lógica entre los usuarios del servicio de transporte. La principal causa de complejidad en los protocolos orientados a la conexión, se anida en la necesidad de tratar con retardos variables y considerablemente altos que se presentan entre sistemas finales.

1.1. SERVICIO DE RED DE ENTREGA ORDENADA FIABLE

La suposición de un servicio de red de entrega fiable, permite el uso de un protocolo de transporte sencillo. Se debe considerar, entonces, el direccionamiento, la multiplexación y el control de flujo en la transmisión.

1.2. TCP. ASPECTOS BÁSICOS DEL PROTOCOLO

Diseñado para ofrecer una comunicación fiable entre pares de procesos, pasando por redes e interconexiones fiables y no fiables; proporciona dos servicios útiles a la hora de etiquetar datos urgentes:

⁶ STALLINGS, William. Comunicaciones y redes de computadores. 7ª ed.

- Flujo de datos Forzado
- Señalización de datos urgentes

1.2.1. Flujo de datos forzado.

Cuando una interrupción lógica es detectada, el usuario transmisor puede forzar los datos, de forma tal que no se cumpla con el orden normal de transmisión (envío de datos cuando se han acumulado suficientes en memoria), y se envíen los datos con una etiqueta de forzado; el receptor los recibirá de la misma forma.

1.2.2. Señalización de datos urgentes.

Cuando los datos son etiquetados de esta forma, lo que realmente se hace es marcarlos de forma que se clarifique que la información contenida es, en alto grado, significativa. La acción correspondiente será determinada por el receptor.

1.2.3. Formato de la cabecera de TCP

La cabecera de un segmento de datos TCP, es de gran tamaño, tiene una longitud mínima de veinte octetos, ya que debe servir para llevar a cabo todos los mecanismos del protocolo (Figura 1). Está conformado por los siguientes campos:

- Puerto Origen (16 bits): Usuario TCP, origen.
- Puerto Destino (16 bits): Usuario TCP, destino.
- Número de Secuencia (32 bits).

- Número de confirmación (32 bits): Contiene el número de secuencia del siguiente octeto que se espera recibir.
- Reservado (6 bits): Bits reservados para uso futuro.
- Indicadores (6 bits)
 - URG: Campo de puntero urgente válido.
 - ACK: Campo de confirmación válido.
 - PSH: Función de forzado.
 - RST: Reiniciar la conexión.
 - SYN: Sincronizar los números de secuencia.
 - FIN: El emisor no emitirá más datos.

1.2.3.1. Ventana.

Contiene el número de octetos de datos, comenzando con el número de secuencia que indica que el emisor está dispuesto a aceptar (16 bits).

1.2.3.2. Suma de comprobación.

Complemento a uno de la suma modular de todas las palabras a 16 bits del segmento, a lo que se suma una pseudo cabecera (16 bits).

1.2.3.3. Puntero Urgente.

Al ser sumado al número de secuencia del segmento, contiene el número del último octeto de datos urgentes; permitiendo así, conocer la cantidad de datos urgentes que llegan (16 bits).

1.2.3.4. Opciones.

Un ejemplo de esta categoría es la longitud máxima del segmento que será aceptada (Variable).

1.3. MECANISMOS TCP

Los mecanismos TCP, pueden ser ubicados en tres categorías, establecimiento de la conexión, transferencia de datos y cierre de la conexión.⁷

1.3.1. Establecimiento de la conexión.

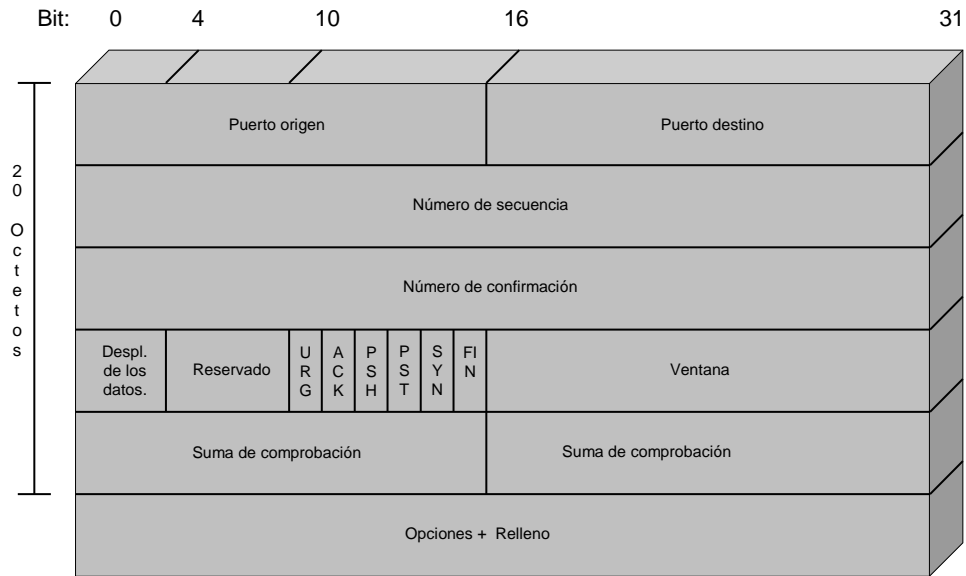
Cuando se encuentra activado el puntero de sincronización (SYN), el segmento se convierte en una solicitud de conexión.

1.3.2. Transferencia de datos.

Desde el punto de vista lógico, ésta es entendida como un flujo de octetos. Se ejerce control de flujo mediante un esquema de asignación de créditos en el que cada crédito representa un número de octetos.

⁷ STALLINGS, William. Comunicaciones y Redes de Computadores. 7ª ed.

Figura 1. Cabecera de TCP.



Fuente: Tomado de STALLINGS, William. Comunicaciones y Redes de Computadores.

En este punto se pueden activar el forzado de envío de datos, la especificación de los datos urgentes y la reiniciación del envío en caso que se reciba una sarta que se presume, no vaya dirigida a la conexión actual.

1.3.3. Cierre de conexión.

Siguiendo el procedimiento normal, cada usuario debe emitir una primitiva **close**. De esta forma, la entidad de transmisión, establece el bit FIN en el último segmento que envíe, el cual contiene los últimos datos a enviar.

Si el usuario emite una primitiva **abort** (abortar), se produce un cierre abrupto de la comunicación.

1.3.4. Opciones en los criterios de implementación de TCP

TCP proporciona una especificación del protocolo que se va a utilizar entre entidades TCP, sin embargo, algunos aspectos permiten múltiples opciones de implementación, que aunque puedan interoperar, pueden tener consecuencias en cuanto a rendimiento. Las áreas de diseño para las que se especifican opciones son las siguientes:

- Política de envío.
- Política de entrega.
- Política de aceptación.
- Política de retransmisión.
- Política de confirmación

1.3.4.1. Política de envío.

En caso que los datos no sean marcados como forzados y que la ventana de transmisión se encuentre cerrada, TCP, es libre de enviar los datos en cuanto le sea posible.

1.3.4.2. Política de entrega.

Si los datos no se han marcado como forzados, una entidad TCP receptora es libre de entregar los datos en cuanto le sea posible.

1.3.4.3. Política de aceptación.

TCP, tiene la capacidad de aceptar datos, bien sea de forma ordenada, o de acuerdo a la capacidad de la ventana de recepción.

- **Aceptación ordenada.** Sólo acepta los segmentos que llegan en orden.
- **Aceptación en ventana.** Acepta todos los segmentos dentro de la ventana de recepción.

1.3.4.4. Política de retransmisión.

Si en un tiempo determinado, TCP no ha recibido la confirmación de un paquete, éste es retransmitido de acuerdo a una de tres estrategias de retransmisión:

- **Sólo el primero.** Mantiene un único temporizador para la cola de transmisión. Si recibe confirmación, éste es reiniciado. Si el temporizador expira, sólo retransmite el primer segmento.
- **Por lotes.** Aunque mantiene un único temporizador para toda la cola de transmisión, si se recibe una confirmación, sólo se elimina el segmento o segmentos correspondientes y se reinicia el temporizador; si éste expira, se retransmite toda la cola.
- **Individual.** Posee un temporizador para cada segmento de la cola, al recibir confirmación, eliminará sólo el segmento adecuado, y si un temporizador expira, retransmite solo el segmento al que pertenecía y reinicia el temporizador.

1.3.4.5. Política de confirmación.

Cuando se recibe un segmento ordenado, se pueden generar respuestas de dos formas:

- **Inmediata.** Se transmite el segmento de confirmación tan pronto se recibe el segmento.
- **Acumulada.** Luego de recibir los datos, se registra la necesidad de confirmación, pero ésta solo se realiza cuando se produce un segmento de datos de salida, al que le es agregada esta información. Posee un temporizador, de manera que si al expirar éste no se ha recibido confirmación, se transmite una respuesta coincidente con el segmento del que se espera respuesta.

1.3.5. Gestión de ventana

El tamaño de la ventana de TCP es un elemento decisivo para el uso eficiente del mismo sin causar congestión. En la actualidad se implementan dos técnicas, la de arranque lento y la de ajuste dinámico de la ventana en caso de congestión.

1.3.5.1. Arranque lento.

Estrategia que consiste en que el emisor TCP empezará a enviar con una ventana relativamente grande, pero no con su máxima capacidad, esperando poder aproximarse al tamaño máximo proporcionado por la conexión. Este esquema es arriesgado, ya que el emisor podría inundar la interconexión de redes, antes de notar que el flujo enviado era excesivo.

En el arranque lento, la transmisión se restringe por medio de la siguiente relación:

$$awnd = MIN[crédito, cwnd]$$

Donde:

awnd = ventana permitida en segmentos.

cwnd = ventana de congestión en segmentos. Reduce el flujo durante periodos de congestión.

crédito = cantidad de créditos concedidos y no utilizados en la última confirmación. Este valor se calcula como *ventana/tamaño_del_segmento*, donde *ventana* corresponde a la cantidad de datos que la entidad está dispuesta a aceptar.

1.3.5.2. Ajuste dinámico de la ventana en caso de congestión.

Aunque se ha comprobado que el algoritmo de arranque lento funciona de forma efectiva para inicializar una conexión, dado que permite a TCP determinar rápidamente un tamaño de ventana razonable para la transmisión, lo ideal sería, estar en capacidad de aplicar el mismo algoritmo en caso de congestión; es decir, que fuese posible determinar la presencia de congestión de la red, debido a que hubo una pérdida de paquetes durante la transmisión, o a que uno de los temporizadores a la espera de respuestas, expiró. Cuando esto ocurre, las reglas que se deben seguir son las siguientes:

- Establecer un umbral de arranque lento igual a la mitad de la ventana de congestión actual.
- Establecer *cwnd*=1 y ejecutar el procedimiento de arranque lento, hasta que *cwnd* alcance el nuevo tamaño de ventana de congestión. Se repite el paso por cada ACK recibido.

- Para $cwnd \geq$ nuevo tamaño de ventana de congestión, incrementar $cwnd$ en uno por cada tiempo de ida y vuelta.

1.4. IMPLEMENTACIONES DE TCP

TCP como protocolo de transmisión, ha sido modificado de acuerdo a las necesidades de los usuarios de redes. A continuación se enuncian estas implementaciones.

1.4.1. TCP Tahoe

Tahoe, es una implementación de TCP, que agrega nuevas técnicas a los algoritmos tradicionales de TCP. Implementa herramientas como *Arranque Lento*, *Análisis de congestión* y *Rápida Recuperación*. Esta versión de TCP, es muy significativa, ya que implementa modificaciones al RTT (**Round-Trip Time**), o tiempo de retorno, por medio del cual, y con la ayuda de *Rápida Retransmisión*, es capaz, luego de recibir un pequeño número de acuses de recibo duplicados, de determinar que hubo una pérdida en la transmisión y realizar el reenvío de los datos sin esperar a que expire el temporizador de retransmisión.⁸

1.4.2. Reno TCP

Reno TCP, surge como una nueva implementación de TCP que permite, además del uso de las implementaciones de TCP Tahoe, la prevención de un espacio muerto de transmisión, en el que se pierda tiempo en la retransmisión, de forma tal que, luego de recibir estos acuses de recibo duplicados, reenvía un único paquete y luego reduce la ventana de congestión en un cuarto y aplica desde aquí el algoritmo de *Arranque Lento*, evitando así congestionar la red y además, un nuevo

⁸ FALL, Kevin, y, FLOYD, Sally. Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno, and SACK TCP.

comienzo de la transmisión. Sin embargo, sigue siendo susceptible a errores cuando se ha perdido más de un paquete, pues en este caso debe esperar a que el temporizador de retransmisión expire.⁹

1.4.3. New-Reno TCP

Aunque New-Reno, trabaja de forma muy similar a Reno TCP, es una prueba contundente de los efectos que pueden producirse con un simple cambio en el comportamiento del protocolo; el cual aumenta considerablemente su rendimiento al no tener que esperar a que el temporizador de retransmisión expire luego de la pérdida de más de un paquete en la transmisión. Lo que esta implementación hace, no es otra cosa que reducir el tamaño de la ventana de transmisión utilizable, hasta el tamaño de la ventana de congestión, luego de un periodo de *Rápida Recuperación*.¹⁰

1.4.4. Sack TCP. SYN-ACK. Acuses de recibo Sincronizados

Esta implementación varía con respecto a las otras en cuanto al uso de, como su nombre lo indica, acuses de recibo sincronizados, los cuales hacen parte de bloques SACK que reportan la recepción y almacenamiento de un grupo de datos no contiguos; a partir de este principio, implementa los beneficios de las versiones anteriores de TCP, mientras mantiene un registro del estado de la red, referente al historial de fallos presentados en la conexión actual.¹¹

⁹ PADHYE, Jitendra, FIROIU, Victor, TOWSLY, Donald F., y KUROSE, James F. Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation

¹⁰ Op. Cit. FALL, et al.

¹¹ Op. Cit. FALL, et al.

2. MEDICIÓN DEL ANCHO DE BANDA DISPONIBLE

El ancho de banda disponible en una red, es el factor más influyente en el envío de datos, pues es de este precisamente, del que depende la transmisión. Es necesario aclarar algunos conceptos antes de entrar en materia por lo que, a continuación, serán enunciados.

2.1. MÉTRICAS RELACIONADAS AL ANCHO DE BANDA

En cuanto a la medición del ancho de banda, existen conceptos a clarificar, tales como capacidad de la conexión, la cual debe ser claramente diferenciada del ancho de banda disponible. La primera, se refiere a la cantidad de datos que se pueden transmitir en la red en un momento dado en el que se dispone totalmente de la misma; mientras que, por su parte, el ancho de banda disponible, hace referencia a la porción de red de la que se dispone, tomando en cuenta el tráfico normal de la misma.¹²

Por otro lado, el rendimiento de procesamiento alcanzable en TCP (TCP Throughput), y la capacidad de transferencia (BTC, Bulk Transfer Capacity), son métricas del medio; en donde BTC representa el máximo rendimiento alcanzable en una conexión, con una conexión TCP simple, la medida del rendimiento de procesamiento alcanzable está dada por TCP Throughput.

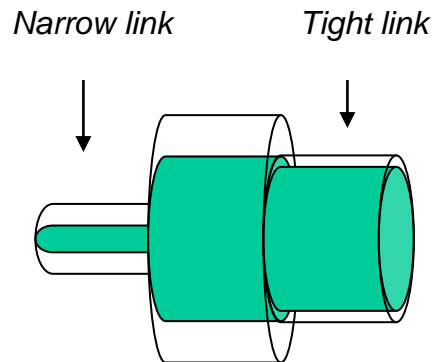
Desafortunadamente, se tiene muy poca información sobre algunos puntos claves del ancho de banda disponible como lo son la estimación y la validación, por esta razón surge la necesidad de realizar diferentes pruebas que pueden dar alguna

¹² Op. Cit. PRASAD, et al.

idea sobre la veracidad de los conceptos que tenemos; es así, entonces, como aparecen criterios que, por mal concepción o por tener un mal enfoque se han confundido en los estudios de ancho de banda disponible. Uno de estos conceptos trata sobre la relación que puede existir entre el **tight link** y el **narrow link**.¹³

Tight link se considera como la parte del canal que tiene poco ancho de banda disponible, se dice que esto sólo se da en donde el canal para transmitir el flujo de datos es el menor en comparación de otros sectores de la red; contrario a lo que pasa con el **narrow link**, que se considera que sólo se da en sectores donde el canal, en comparación a los demás sectores, es el que mayor disponibilidad de canal de transmisión tiene; pero como se puede ver en la Figura 2, el **narrow link** se puede presentar en los sectores donde el canal de transmisión es de menor capacidad que en los demás sectores, y el **tight link** se presenta en el sector donde la capacidad del canal de transmisión es la mayor.

Figura 2. Capacidad de Canal.



Fuente: Tomado de MANIS Jain y CONSTANTINOS Dovrolis Ten Fallacies and Pitfalls on End-to-End Available Bandwidth Estimation.

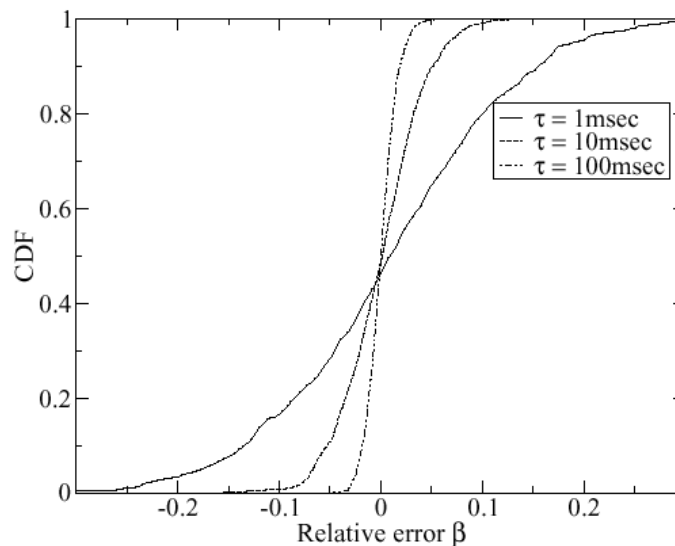
¹³ MANIS Jain, y, CONSTANTINOS Dovrolis Ten Fallacies and Pitfalls on End-to-End Available Bandwidth Estimation.

Esto se puede presentar ya que, el sector donde se cuenta con la mayor capacidad de canal tiene un alto nivel de tráfico, lo que hace que el ancho de banda disponible en ese momento sea menor que en el sector de menor capacidad de canal en ese mismo instante.

Por otra parte una conglomeración de **tight link** puede afectar el buen desempeño de la capacidad del canal, haciendo que ésta reduzca su capacidad en un gran porcentaje.

Otro de los fenómenos que se presentan en la estimación de ancho de banda, ocurre debido a las comparaciones entre las herramientas de medición, pues, cada una de ellas, utiliza diferentes escalas de tiempo promedio; en la Figura 3 se muestran los errores que se pueden presentar sólo con el muestreo del ancho de banda disponible.¹⁴

Figura 3. Errores en el Muestreo de Ancho de Banda



Fuente: Tomado de MANIS Jain y CONSTANTINOS Dovrolis Ten Fallacies and Pitfalls on End-to-End Available Bandwidth Estimation.

¹⁴ Ibid.

Algunas herramientas de estimación de ancho de banda se pueden catalogar como más rápidas que otras. Estas herramientas trabajan usando flujos cortos de datos, es decir, trabajan mejor con muchos paquetes pequeños que con pocos paquetes grandes, que reducen la estimación de la latencia; por esto se debe tener en cuenta que la comparación entre las diferentes técnicas debe compensar la exactitud y la estimación de la latencia.

2.2. TÉCNICAS DE ESTIMACIÓN DE ANCHO DE BANDA

En esta sección, se describen algunas técnicas de medición de ancho de banda para la estimación y el ancho de banda disponible en un **hop** (terminal de red) o un **end-to-end path** (camino de red).¹⁵

2.2.1. *Variable packet size (VPS).*

Esta técnica mide la capacidad de cada **hop** a través de un **path**. La clave radica en la medición del RTT desde el origen hasta cada **hop** del camino, como una función de prueba del tamaño del paquete. Ésta envía múltiples paquetes de prueba con un tamaño dado por el emisor, a cada dispositivo de la capa tres en el camino.

2.2.2. *Packet Pair/Train Dispersion Probing.*

Esta es una medida de dispersión de los datos inyectados a la red, insertando información conveniente para la medición. Uno de sus inconvenientes radica en que se asume, para esta medición, un tráfico de datos fluido, es decir, relativamente constante, cuando en la realidad este tráfico es abrupto.

¹⁵ Op. Cit. PRASAD, et al.

2.2.3. Self Loading Periodic Streams (SLoPS).

En ésta técnica, se envía un número igual a 100 paquetes de igual tamaño, que se deben recibir a una razón R . Esta herramienta es capaz de detectar las variaciones que se producen en la transmisión, en el retardo de una sola vía.

2.2.4. Train of Packet Pairs (TOPP).

Esta herramienta envía paquetes de datos que se incrementan gradualmente desde el emisor hacia el receptor.

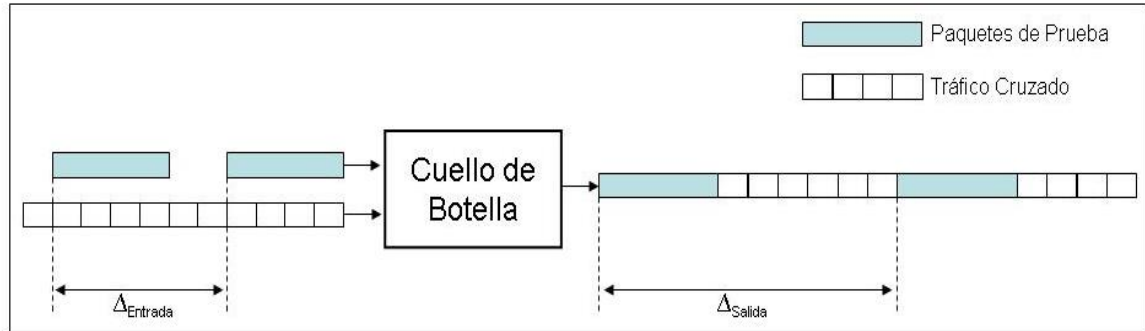
2.3. MODELOS DE ESTIMACIÓN DE ANCHO DE BANDA DISPONIBLE

Las herramientas más recientes pueden ser diferenciadas de acuerdo a las dos técnicas principales de estimación (*The probe gap model-PGM* y *The probe rate model-PRM*).

2.3.1. The probe gap model (PGM)

Este modelo hace uso de la información del espacio de tiempo entre la llegada sucesiva de dos paquetes de prueba al receptor. Un par de paquetes de prueba es enviado con un espacio determinado entre ellos $\Delta_{Entrada}$ y llega al receptor con una distancia Δ_{Salida} . Asumiendo un único cuello de botella y que la cola no se encuentra vacía entre el envío del primer y el segundo paquete de prueba, entonces, Δ_{Salida} es el tiempo que le toma al cuello de botella transmitir el segundo paquete de prueba en el par y el tráfico cruzado que llega durante $\Delta_{Entrada}$, como se muestra en la Figura 4.

Figura 4. *Probe gap model (PGM)*. Modelo para estimación de ancho de banda disponible



Fuente: Tomado de "A Control-Theoretic Approach to Flow Control". KESHAV, S. Septiembre de 1991.

De esa forma, el tiempo para transmitir el tráfico cruzado es $\Delta_{Salida} - \Delta_{Entrada}$, y la razón de llegada del tráfico cruzado es $\frac{\Delta_{Salida} - \Delta_{Entrada}}{\Delta_{Entrada}} \times C$, donde C es la capacidad del cuello de botella.

El ancho de banda disponible es:

$$A = C \times \left(1 - \frac{\Delta_{Salida} - \Delta_{Entrada}}{\Delta_{Entrada}} \right). \quad (1)$$

Spruce e **IGI**¹⁶ son ejemplos de herramientas que usan este modelo.

¹⁶ HU, N. y STEENKISTE, P. Evaluation and Characterization of Available Bandwidth Techniques. IEEE JSAC Lanzamiento especial en Internet y WWW Measurement, Mapping, and Modeling, 2003.

2.3.2. *The probe rate model (PRM)*

Basado en los conceptos de congestión autoinducida, PRM se fundamenta en la siguiente consideración: si se envía tráfico de prueba a una razón más baja que el ancho de banda disponible a través de un enlace, entonces, la razón de llegada del tráfico de prueba debe coincidir con la razón a la cual fue enviado. Por el contrario, si la razón a la que se envía el tráfico de prueba es mayor que el ancho de banda disponible, se crea una cola en la red y el tráfico de prueba debe presentar retardo. Como resultado, la razón de los paquetes de prueba en el receptor, debe ser menor que la de envío. De esta manera, se puede medir el ancho de banda disponible, localizando el punto de retorno en el que los paquetes de prueba enviados y los recibidos, comienzan a coincidir. Herramientas como *Pathload*¹⁷ y *Pathchirp*¹⁸, usan este modelo.

Ambos modelos usan trenes de paquetes para generar una medición y toman como ciertos los siguientes supuestos:

1. La cola, en todos los Routers, es atendida siguiendo el modelo FIFO. (***First in – First out***).
2. El tráfico cruzado sigue un modelo fluido.
3. Las tasas de transmisión del tráfico cruzado cambian lentamente y de forma constante para cada medición.

¹⁷ JAIN, M. y DOVROLIS, C. Pathload: A Measurement Tool for End-to-End Available Bandwidth. Passive and Active Measurements. Fort Collins. Colorado. Marzo de 2002.

¹⁸ RIBERIO, V.; RIEDI, R.; BARANJUK, R.; NARVRATIL, J. y COTTRELL, L.. pathChirp: Efficient Available Bandwidth Estimation for Network Paths. Passive and Active Measurement Workshop, 2003.

Adicionalmente, el modelo PGM asume un único cuello de botella que puede ser el *narrow link* o el *tight link* para cada enlace punto a punto. Estas consideraciones son necesarias para el análisis del modelo, pero las herramientas pueden trabajar, aún, si algunas de ellas no se cumplen.¹⁹

2.4. HERRAMIENTAS DE ESTIMACIÓN DE ANCHO DE BANDA DISPONIBLE

Las herramientas de estimación de ancho de banda disponible se pueden clasificar en dos categorías: Intrusivas y no intrusivas.

Toda herramienta de medición activa, para llevar a cabo tal función, inyecta tráfico de prueba a la red; este tráfico es considerado intrusivo, en cierto grado. Es decir, se considera *intrusiva* aquella medición activa cuyo tráfico de prueba para la medición, es significativo comparado con el ancho de banda del path.²⁰

2.4.1. IGI. *Initial Gap Increasing*

Esta herramienta para calcular el ancho de banda disponible, se basa en el modelo PGM y en la integración de las técnicas SLoPS y TOPP para dar una medición acertada de este parámetro.

IGI calcula el tráfico competente para el rendimiento como sigue. Se asumen M intervalos de prueba que van incrementando, los valores son $G^+ = \{g_i^+ \mid i = 1, \dots, M\}$; K intervalos son incambiables y están representados como $G^- = \{g_i^- \mid i = 1, \dots, K\}$; y N intervalos decrecen y se denotan así $G^- = \{g_i^- \mid i = 1, \dots, N\}$. Se usa B_0 para

¹⁹ Op. Cit. HU, et al.

²⁰ Op. Cit. PRASAD, et al.

denotar la capacidad del enlace de $\langle R1, R2 \rangle$, el cuello de botella. Entonces, $Bo \sum_{i=1}^M (g_i^+ - g_B)$ es la cantidad de tráfico competente que llega a $R1$ durante el periodo de prueba.²¹

Como resultado, se puede estimar el ancho de banda competente en el enlace cuello de botella como:

$$\frac{Bo \sum_{i=1}^M (g_i^+ - g_B)}{\sum_{i=1}^M g_i^+ + \sum_{i=1}^K g_i^- + \sum_{i=1}^N g_i^-}$$

Este método de cálculo del tráfico competente es el usado para el algoritmo de IGI que se presenta más adelante: ésta es la fórmula IGI. En esta fórmula, el denominador es, en general, la longitud del tren de paquetes; el intervalo que incluye los paquetes fuera de orden no es válido y es excluido, esto reduce el denominador²².

2.4.1.1. Metodología

Una segunda característica de este método consiste en que se pueden controlar las mediciones. Hay tres parámetros que se pueden controlar:

1. **Tamaño de los paquetes de prueba.** Los experimentos con pequeños paquetes de prueba son muy sensibles a interferencias. Además, pueden haber efectos de cuello de botella tardío causados por los pequeños paquetes de prueba.²³

²¹ Op. Cit. HU, et al.

²² Ibíd.

²³ DOVROLIS, C.; RAMANATHAN, P. y MOORE, David. What do packet dispersion techniques measure? In Proc. of ACM INFOCOM'01. Anchorage, Alaska, USA. Abril, 2001.

2. ***El número de paquetes de prueba.*** Es bien conocido que el tráfico en Internet es abrupto, de manera que una fotografía instantánea del flujo en la red, no sería suficiente para determinar la cantidad de tráfico en la red. Debe determinarse el tamaño y la cantidad apropiada de paquetes de prueba. De cualquier manera, se debe notar que el enviar demasiados paquetes puede causar desbordamiento y pérdida de paquetes, además de incrementar la carga en la red.

3. ***Intervalo de prueba inicial.*** En un modelo de medición por intervalos con una única terminal, es posible notar que incrementando el intervalo de entrada, se puede lograr que el intervalo de salida sea independiente del tráfico competente en la red²⁴.

Dado que determinar un valor apropiado para el intervalo de pruebas inicial es una tarea difícil, se deben clarificar las tasas de cambio. Imagine un experimento en el cual se envía una secuencia de trenes de paquetes con incrementos en los intervalos de prueba iniciales. Para pequeños intervalos de prueba iniciales (menores que el tiempo de transmisión en el cuello de botella), se fluye limpiamente en la red, y por tanto las mediciones no proveerán ninguna información acerca del ancho de banda disponible. Cuando el intervalo de prueba inicial alcanza el tiempo de transmisión en el cuello de botella y, a menos que la red esté vacía, aún se fluye a través de la red, sólo que ahora la información recolectada es relevante para la medición y el intervalo de salida puede ser mayor que el de entrada. A medida que se aumenta el intervalo inicial en algún punto, se encontrará que la tasa promedio de llegada de los trenes de paquetes de prueba, igualan el ancho de banda disponible en el enlace cuello de botella. En este punto, el intervalo de salida debe ser igual al de entrada. Se continúa de esta manera,

²⁴ Op. Cit. HU, et al.

incrementando el intervalo inicial, hasta que todos los paquetes de la medición experimenten el mismo retardo²⁵.

El valor inicial del intervalo de entrada, para el cual el intervalo promedio final de salida es igual al intervalo inicial de entrada, es el valor correcto a usar para la estimación del ancho de banda disponible. Ése es el menor intervalo inicial en el cual no se fluye libremente por el cuello de botella y, por lo tanto, se espera que arroje los resultados más exactos de la medición. Es en estas observaciones en las que se basa el algoritmo IGI.

2.4.1.2. Algoritmo IGI

El algoritmo IGI envía una secuencia de trenes de pares de paquetes con incrementos en el intervalo inicial entre paquetes. Se monitorea la diferencia entre el promedio del intervalo de salida y el de entrada para cada tren, y se usa el primer tren para el cual estos dos parámetros son iguales. Este punto es llamado *punto de retorno* (o **turning point**). En este punto, se usa la fórmula IGI para calcular el ancho de banda competente. El ancho de banda disponible se obtiene sustrayendo el ancho de banda estimado con el tráfico competente, del ancho de banda estimado para el cuello de botella. En este algoritmo, el ancho de banda del cuello de botella puede ser estimado usando alguna herramienta diseñada para tal fin (**pathrate**, **nettimer**, etc.). Sin embargo, se debe tener en cuenta que, cualquier error en la medición de la capacidad del enlace cuello de botella, puede afectar la exactitud del ancho de banda disponible estimado.

Un paso clave en el algoritmo IGI es la selección automática del punto de retorno. Para tal fin se usa el procedimiento GAP_EQUAL(). Éste prueba si el intervalo del origen es igual al medido en el destino, donde la igualdad es definida como:

²⁵ Ibíd.

$$\frac{|avr_src_gap - avr_dst_gap|}{\max(avr_src_gap, avr_dst_gap)} < \delta$$

avr_src_gap : average source gap (Intervalo promedio medido en el origen)

avr_dst_gap: average destiation gap (Intervalo promedio medido en el destino)

Algorithm IGI:

```

{
    init_gap = SMALL_GAP;
    probe_num = PROBENUM;
    packet_size = PACKETSIZE;
    src_gap_sum = probe_num * init_gap;
    dst_gap_sum = 0;
    while(!GAP_EQUAL(dst_gap_sum,src_gap_sum)){
        iit_gap+ = gap_step;
        src_gap_sum = probe_num * init_gap;
        SEND_PROBING_PACKETS(probe_num, packet_size,init_gap);
        dst_gap_sum = GET_DST_GAPS();
    }
    inc_gap_sum = GET_INCREASED_GAPS();
    c_bw = b_bw * inc_gap_sum/dst_gap_sum;
    a_bw = b_bw - c_bw;
}

```

Algoritmo IGI. SEND_PROBING_PACKETS() envía un número de paquetes de prueba *probe_num*, con un tamaño *packet_size* y con un intervalo de entrada *init_gap*; GET_DST_GAPS() obtiene el valor de los intervalos en el destino y los suma; GET_INCREASED_GAPS() retorna un resumen de los intervalos que son más grandes que el intervalo de transmisión del cuello de botella; *c_bw*, *b_bw* y *a_bw*

simbolizan el tráfico en la red que compite por el ancho de banda, la capacidad del cuello de botella y el ancho de banda disponible, respectivamente.²⁶

2.4.2. Pathload

Pathload ha sido mostrada como una herramienta no intrusiva²⁷, lo cual significa que no causa incremento en la utilización de la red, así como tampoco causa retardo o pérdidas de datos.

Una observación importante es que la variabilidad del ancho de banda disponible aumenta a medida que la utilización del **tight link** aumenta. Cuando este enlace opera en condiciones de carga pesada, el incremento en la variabilidad es dramático.

Pathload, basada en el uso de SLoPS, consiste en un proceso SND corriendo en el emisor, y un proceso RCV en el receptor. Se usan paquetes UDP, mientras una conexión TCP entre los dos puntos controla la medición.

Una característica importante de Pathload es que, en lugar de dar un valor único para el ancho de banda disponible en un intervalo de tiempo $(t_0, t_0 + \Theta)$, ésta estima el rango en el que el ancho de banda varía durante el proceso de medición.

Cuando éste se realiza usando una escala de tiempo promedio $\tau \prec \Theta$, donde τ y Θ son parámetros relacionados con la herramienta, “**stream duration**” y “**fleets duration**”.

²⁶ Ibíd.

²⁷ Op. Cit. JAIN, et al.

2.4.2.1. Definición de *Stream*.

Un **Stream** consiste en K paquetes de tamaño L , enviados a una razón R . Donde R es ajustada en tiempo de ejecución. El espacio entre paquetes T se establece normalmente como T_{\min} , y se obtiene en el proceso de envío (la espera mientras se envía). T_{\min} es establecido por defecto como $100\mu s$; sin embargo, durante el siguiente lanzamiento de la herramienta, éste será configurado automáticamente, basándose en el período mínimo alcanzable.

El receptor mide el espacio entre paquetes T con el que los paquetes fueron enviados, usando el tiempo que marca en ellos el proceso SND en el emisor para detectar el contexto de la transferencia y otras relaciones de divergencia.

Dados R y T , el tamaño del paquete es calculado como $L = RT \cdot L$; de cualquier forma, debe ser menor que la unidad máxima de transmisión (MTU) por la longitud máxima del **path** (L^{\max}), $MTU L^{\max}$ (para evitar la fragmentación), y menor que el tamaño mínimo posible $L^{\min} = 200B$.

Sin embargo, Pathload no determina el ancho de banda basado en un único **stream**. Por el contrario, envía un **fleet**, que es un conjunto de N **streams**, de forma que calcula el ancho de banda disponible N veces sucesivas. Todos los **streams** en un **fleet** tienen la misma razón de envío.

Cada **stream** es enviado sólo cuando el **stream** anterior ha sido recibido, para evitar la acumulación de **streams** en el **path**. De esta forma, siempre hay un intervalo de tiempo entre **streams**, el cual es mayor que el RTT (**Round Trip Time**) del **path**.

Por defecto, Pathload envía 12 **streams** por **fleet** y 100 paquetes por **stream**, cuya longitud $L = 800B$ y $T = 100\mu s$, de tal forma que un **stream** lleva 80,000 bytes y permanece en el **path** por 10ms²⁸.

2.4.2.2. Mensajes de cierre de Pathload.

Por lo general, Pathload se cierra con alguno de estos mensajes:

- **Exiting due to user specified resolution (U)** – La resolución requerida por el usuario pudo ser alcanzada.
- **Exiting with a wider range due to a time interval error (T)** – Durante, al menos un fleet, el emisor no estuvo habilitado para enviar paquetes con el intervalo entre paquetes que el receptor requirió.
- **Exiting with a wider range due to MAX_RATE constraint (M)** – Esta restricción limita la razón máxima de transmisión que pathload puede generar. Si esta razón de transmisión es alcanzada en cierto fleet, la herramienta no sigue avanzando.
- **Exiting with a wider range due to MIN_RATE constraint (I)** – Esta restricción limita la razón mínima de transmisión que pathload puede generar. Si esta razón de transmisión es alcanzada en cierto fleet, la herramienta no sigue avanzando.
- **Exiting due to grey region (G)** – La resolución requerida por el usuario podría no haber sido alcanzada debido a inestabilidades en la medición. El

²⁸ JAIN, M. y DOVROLIS, C. End-to-End Available Bandwidth: Measurement Methodology, Dynamics, and Relation with TCP Throughput. *ACMSIGCOMM Simposio Communications Architectures Protocols*. Pittsburgh. Agosto, 2002. Pp. 295 – 308.

ancho de banda disponible es, aproximadamente, igual al rango de la región gris.

2.4.3. *Spruce*

Spruce está basada en el modelo PGM y como otras herramientas basadas este modelo^{29,30}, asume un único cuello de botella a través del **path**, que bien puede ser el **narrow** o el **tight link** (ver definición). Los resultados de las mediciones muestran que **Spruce** es preciso en la realización de mediciones en ambientes realistas similares a Internet, donde este supuesto puede no mantenerse.

Spruce computa el ancho de banda disponible de acuerdo con la *Ecuación 1*, la cual requiere tres parámetros: C , $\Delta_{Entrada}$ y Δ_{Salida} . **Spruce** asume que C es conocido, determina $\Delta_{Entrada}$ en el emisor y mide Δ_{Salida} en el receptor.

En el emisor, **Spruce** establece el espacio de tiempo del par entrante, $\Delta_{Entrada}$, al tiempo en que transmite un paquete de datos de 1500B en el enlace cuello de botella. Esta elección garantiza que la cola no esté vacía entre el tiempo de transmisión de ambos paquetes de prueba, lo cual es un requerimiento para la *Ecuación 1*.

En el receptor, **Spruce** mide Δ_{Salida} , el tiempo de transmisión de ambos: paquetes de prueba y tráfico cruzado. Con esta información, y conociendo la capacidad del enlace cuello de botella, **Spruce** calcula el número de bytes que llegaron a la cola entre el par de paquetes de prueba desde el tiempo de entrada, separados siguiendo la fórmula:

²⁹ Op. Cit. RIBEIRO, et al.

³⁰ Op. Cit. HU, et al.

$$\frac{\Delta_{Salida} - \Delta_{Entrada}}{\Delta_{Entrada}} \times C ,$$

Donde C es la capacidad de el cuello de botella. Haciendo uso de este número en la *Ecuación 1*, **Spruce** obtiene una medición de prueba del ancho de banda disponible³¹.

Para mejorar la precisión de la estimación, **Spruce** prepara una secuencia de pares de paquetes de prueba que miden y reportan un promedio. **Spruce** usa el espacio entre dos pares de paquetes de prueba para la salida de una función distribuida exponencialmente, cuyo promedio τ , que es mucho mayor que $\Delta_{Entrada}$, resultando en un proceso de muestreo **Poisson**. Se apela a esta decisión por dos razones: Primero, por un modelo simple, el cual asume un único cuello de botella y un tráfico cruzado no fluido (sin tráfico cruzado o cercano a la capacidad); una secuencia de mediciones, de acuerdo a un proceso de muestreo **Poisson**, deja ver el porcentaje promedio de tráfico cruzado.

Segundo, el muestreo **Poisson** garantiza que **Spruce** es una herramienta no intrusiva. En particular, enviando una secuencia de pares de paquetes, en lugar de un tren de paquetes, permite controlar el tiempo entre el envío de los paquetes independientemente del tiempo al que se envían los mismos. Se usa un tiempo grande entre el envío de paquetes τ para hacer a **Spruce** una herramienta no intrusiva. Spruce computa el ancho de banda disponible en un tiempo t como el promedio de la última medición de prueba K . El valor predeterminado para K es 100.

³¹ STRAUSS, J., KATABI, D. y KAASHOEK, F. A Measurement Study of Available Bandwidth Estimation Tools. MIT Computer Science and Artificial Intelligence Laboratory.

2.4.3.1. Implementación

Spruce consiste en separar el nivel de usuario de los programas emisor y receptor. El emisor toma como argumentos el nombre DNS del receptor, y la capacidad conocida del **path**.

El emisor de **Spruce** envía una serie de pares de paquetes UDP de 1500B. **Spruce** establece el tiempo entre la transmisión de los paquetes, basándose en el **narrow link**. El emisor ajusta el espacio promedio entre pares de paquetes para garantizar que la proporción de prueba sea el menor de 240Kb/s y 5% de la capacidad del **path**. Por ejemplo, en un **path** de 1.5 Mb/s, la media entre pares de paquetes se establece en 320ms, resultando en una razón de prueba de 75 Kb/s.

Dado que los espacios entre dos paquetes en un mismo par, pueden ser pequeños, el programa emisor lee el reloj del sistema en un ciclo reiterado, sin liberar voluntariamente el procesador, hasta que el par de paquetes ha sido transmitido. Si el operador del sistema establece una nueva hora y fecha durante el envío de un par de paquetes, el programa, cuando recibe nuevamente el procesador, envía el segundo paquete y se reinicia.

El **kernel** (núcleo) receptor coloca el tiempo a cada paquete recibido usando la opción de **socket** SO_TIMESTAMP. El receptor calcula Δ_{Salida} usando el tiempo señalado en el paquete, y computando un estimado del ancho de banda disponible en el **path** usando la *Ecuación 1*. El receptor promedia las muestras individuales usando una ventana deslizante sobre 1100 paquetes.

2.4.3.2. Características de **Spruce**

Las siguientes características distinguen a **Spruce** de otras herramientas de estimación de ancho de banda disponible.

1. **Spruce** usa un proceso **Poisson** de pares de paquetes en comparación con trenes de paquetes. Esta forma de muestreo permite a **Spruce** ser no intrusiva y robusta.
2. Por medio de una cuidadosa selección del valor de $\Delta_{Entrada}$, **Spruce** garantiza que la cola en el cuello de botella no está vacía entre dos paquetes de prueba en un mismo par; lo cual es un requerimiento para la exactitud en el modelo PGM.
3. **Spruce** separa la capacidad medida, del ancho de banda disponible medido. Éste asume que la capacidad puede ser determinada fácilmente con una herramienta de medición de capacidad y que la capacidad se mantiene estable durante la medición del ancho de banda disponible. Para los ambientes para los cuales fue diseñado **Spruce**, seleccionando paths en redes controladas, esta suposición se mantiene.
4. **Spruce** no inunda el **narrow** link de un **path**, dado que sus paquetes de prueba no producen más tráfico que el mínimo de 240 Kb/s y 5% de la capacidad del **narrow link**.
5. Aparte del número de pares de paquetes sobre el cual se realiza la medición, K , **Spruce** no tiene ningún otro parámetro ajustable por el usuario.

2.4.4. PatchChirp

PatchChirp estima el ancho de banda disponible a lo largo de un **path** lanzando un cierto número de paquetes puntuales (**chirps**), numerados ($m=1,2,\dots$) desde el emisor hacia el receptor, llevando a cabo un análisis estadístico en el receptor.

Un **Chirp**, consiste en un grupo de N paquetes espaciados exponencialmente, cada paquete de un tamaño de P bytes. Se define el espacio de tiempo entre paquetes dentro de un **chirp** como el comportamiento del factor γ ; el retardo en la cola de paquetes de un paquete k como $q_k^{(m)}$ ³²; el tiempo de transmisión del paquete k en el emisor como $t_k^{(m)}$; el espacio entre dos paquetes consecutivos k y $k+1$ como $\Delta_k^{(m)}$ y la razón instantánea de transmisión de un paquete k como:

$$R_k^{(m)} = P / \Delta_k^{(m)} \cdot \quad (1)$$

Donde:

$\Delta_k^{(m)}$ y $R_k^{(m)}$ son iguales para cada **chirp**.³³

PatchChirp calcula el ancho de banda disponible en un enlace usando **chirps** de paquetes de prueba UDP (**User Datagram Protocol**). **PatchChirp** usa como parámetros: el tamaño de los paquetes de prueba P , el comportamiento del factor γ , el periodo de tiempo usado para la entrada del paquete, y el intervalo de tiempo para el cual el retardo instantáneo calculado se encuentra libre de irregularidades.

Cada paquete UDP es marcado por el emisor con la hora de salida; esta hora es comparada en el receptor con la hora de recibo, con el fin de calcular el retardo.

³² BRESLAU, L., KNIGHTLY, E., SHENKER, S. y STOIKA, I. "Endpoint admission control: Architectural issues and performance," *ACM SIGCOMM*. 2000.

³³ RIBEIRO, V., RIEDI, R., BARANJUK, R., NAVRATIL, J. y COTTRELL, L. "pathChirp: Efficient Available Bandwidth Estimation for Network Paths". Department of Electrical and Computer Engineering, Rice University. 2004.

2.4.4.1. Algoritmo *PatchChirp*³⁴:

```
procedure estimate D(q) {
    /* q vector de retardos en la cola de transmisión de un chirp */
    for ( $k = 1$  to  $N - 1$ )  $E_k = 0$ ; /* inicializa */
     $i = 1$ ; /* Número del paquete actual */
     $l = N - 1$ ; /*  $N$  = número de chirps de paquetes */
    while ( $i \leq N - 1$ ) {
        if ( $q_i < q_{i+1}$ ) {
             $j = \text{excursion}(\mathbf{q}, i, F, L)$ 
            choose case ( $j$ ):
                Case(a): ( $j > i$ ) and ( $j \leq N$ )
                    for ( $s = i$  to  $j - 1$ )
                        if ( $q_s < q_{s+1}$ )  $E_s = R_s$ ;
                Case(b):  $j = N + 1$ 
                    for ( $s = i$  to  $N - 1$ )  $E_s = R_i$ ;
                     $l = i$ ;
                } /* fin del if */
            else
                 $i = i + 1$ ;
        } /* fin del while */
         $D = 0$ ;
        for ( $i = 1$  to  $N - 1$ ) { /* calculando  $D$  */
            if ( $E_i == 0$ )
                 $D += R_l \Delta_i$ ; /* Case (c) */
            else
```

³⁴ Ibíd.

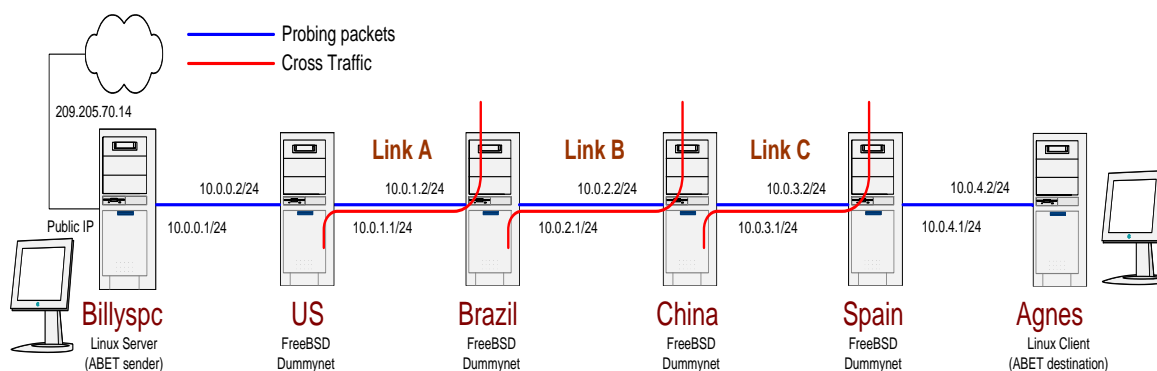
```
         $D+ = E_i \Delta_i;$   
}; /* fin del ciclo */  
 $D = D / \sum_{1 \leq i \leq N-1} (\Delta_i);$   
return  $D$ ;  
}
```

3. ARQUITECTURA Y MONTAJE DEL TEST BED

Como parte de la investigación, se plantea el montaje de un **Test Bed** a manera de escenario de pruebas, que permita simular el tráfico en la red. Las características de este ambiente de pruebas y de los equipos de cómputo usados, así como las herramientas usadas para hacer posible su simulación y reglas seguidas para dicho procedimiento, se enuncian a continuación.

El montaje de dicho escenario de pruebas sigue la organización del esquema mostrado en la Figura 5. En esta figura se muestra la distribución de los enlaces entre las diferentes máquinas utilizadas para la evaluación de las herramientas para medir el ancho de banda disponible (**PatchChirp**, **Pathload**, **IGI** y **Spruce**), así como las direcciones IP de las mismas y sus nombres, a los que haremos referencia de aquí en adelante.

Figura 5. Test Bed para la Evaluación de técnicas de Medición de Ancho de Banda Disponible



Fuente: Tomado de "Test Bed for ABETs Evaluation." <http://fis.unab.edu.co/docents/cguerrer>

Como se puede observar, los equipos se encuentran interconectados en cinco redes privadas (desde 10.0.0.0 hasta 10.0.4.0), por medio de enlaces Ethernet.

3.1. COMPONENTES FUNCIONALES

Los componentes funcionales de los equipos utilizados para la simulación de la red de transmisión de datos, objeto de esta investigación, están relacionados de la siguiente manera.

3.1.1. Billyspc y Agnes

Referencia	: IBM Think Centre
Disco Duro	: 80 GB
Procesador	: Pentium IV 2.8 GHz
Memoria RAM	: 512 MB
Tarjeta de Red Integrada	: IBM 100Mbps/1Gbps
Tarjeta de Red (Agregada):	3Com 10/100Mbps
Sistema Operativo	: Linux Red Hat 9.0

3.1.2. U.S., Brazil, China y Spain

Referencia	: IBM Think Centre
Disco Duro	: 80 GB
Procesador	: Pentium IV 2.8 GHz
Memoria RAM	: 512 MB
Tarjeta de Red Integrada	: IBM 100Mbps/1Gbps
Tarjeta de Red (Agregada):	3Com 10/100Mbps
Sistema Operativo	: FreeBSD 5.4

3.2. ESCENARIOS DE PRUEBA

Cada herramienta de medición de ancho de banda disponible, será evaluada en cada uno de los cinco (5) escenarios mostrados en la Tabla 1, en la cual se muestran las distintas configuraciones para cada enlace del **Test Bed**.

Tabla 1. Escenarios de Prueba del Test Bed

Escenario	Capacidad del Link A	Capacidad del Link B	Capacidad del Link C
1	DS1/T1	ADSL	OC-1
2	ADSL	DS1/T1	OC-1
3	OC-1	DS1/T1	ADSL
4	DS1/T1	ADSL	DS1/T1
5	OC-1	ADSL	OC-1

Desarrollado en Microsoft Word

* En todos los casos el link de menor capacidad es el ADSL.

Tabla 2. Descripción de los enlaces de los escenarios de prueba del Test Bed

ENLACE	CAPACIDAD	RETARDO	TAMAÑO DE LA COLA	TASA DE PÉRDIDA DE PAQUETES
DS1/T1	1.54 Mbps	40 ms	15	.05
ADSL in:	512 Kbps	10 ms	6 KBytes	
ADSL out:	128 Kbps	10 ms	20 KBytes	
OC-1	51.48 Mbps	1 ms	30	

Desarrollado en Microsoft Word

Tomado de "Test Bed for ABETs Evaluation."

<http://fis.unab.edu.co/docentes/cguerrer> Marzo 23 de 2006

Cada escenario debe ser probado usando tráfico cruzado, ***poisson***, ***self similar*** y ***CBR***, para enlaces a un 25%, 50% y 75% de su capacidad.

3.3. MÁQUINAS FreeBSD

Las Máquinas FreeBSD son US, Brazil, China y Spain. Este sistema operativo fue escogido, puesto que trae incluido un simulador de enlaces llamado ***Dummynet***, el cual, utilizando un enlace de red alámbrico normal, permitirá simular la existencia de enlaces con distintos anchos de banda. La activación y configuración de la herramienta ***Dummynet*** se hace creando un nuevo archivo de configuración del ***kernel*** de la máquina, al que se le realizarán algunos cambios; se debe activar el ***firewall*** de la máquina agregando al ***kernel*** la línea de comando options IPFIREWALL, la línea de comando options DUMMYNET, activa el uso de las funciones de ***Dummynet*** y la línea options HZ=1000, que controla la granularidad de la máquina. Luego de agregar al ***kernel*** estas opciones, se recompila el ***kernel***. Se deben modificar además los archivos de configuración de cada máquina (Ver Anexos).

3.4. MÁQUINAS LINUX

Agnes y Billyspc tienen instalado el sistema operativo Linux Red Hat 9.0, cuya granularidad por defecto es 100HZ (10ms para cada marca de reloj). Esta granularidad debe ser cambiada a 500HZ por medio de una re-compilación del ***kernel***. Se deben instalar en estas máquinas las herramientas de medición de ancho de banda disponible, de forma tal que una de ellas actúe como emisor y la otra como receptor (Billyspc y Agnes respectivamente). Por lo demás, estas máquinas no sufren cambios en su configuración original.

4. PRUEBAS Y RESULTADOS

Para efectos de la evaluación se realizaron cuarenta pruebas individuales con cada una de las herramientas, tomando enlaces de 100Mbps cuyos cuellos de botella oscilaron entre 5Mbps y 50Mbps a los cuales se les inyectó tráfico cruzado del 25%, 50% y 75% de su capacidad.

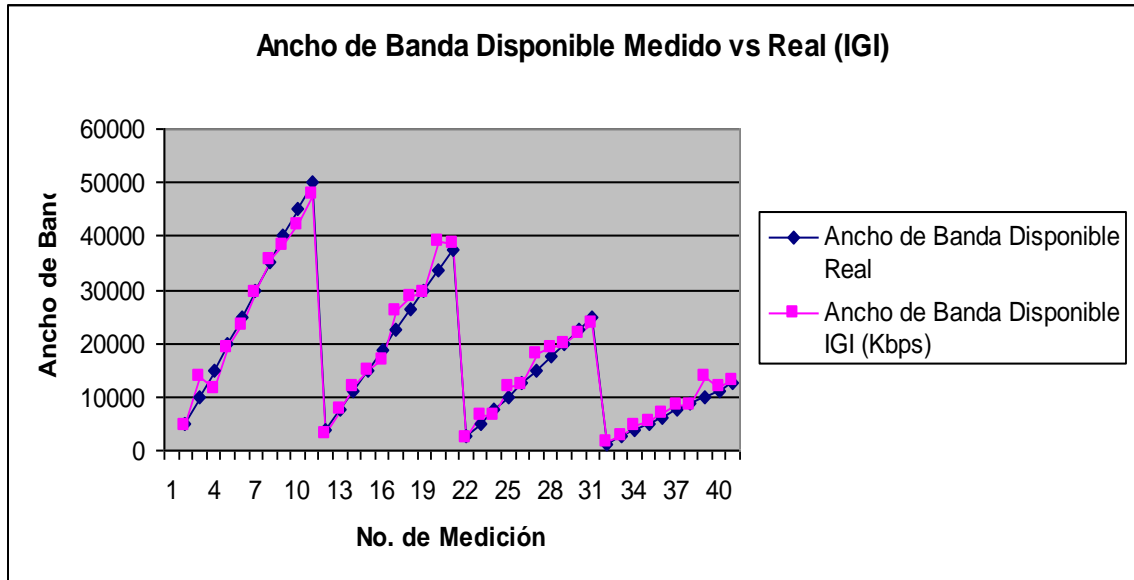
Los resultados obtenidos con estas pruebas, fueron tabulados y analizados individualmente de acuerdo con parámetros de exactitud en la medición y tiempo tomado para la medición. Para tal efecto se hizo necesario promediar los valores de error y de tiempo de cada medición. (Ver Anexos)

Los resultados obtenidos se muestran a continuación de forma gráfica; para un mejor entendimiento de las gráficas de ancho de banda disponible, se debe tener en cuenta que cada pico corresponde a un porcentaje de ancho de banda disponible real, así de izquierda a derecha, el primero al 100%, el segundo al 75%, el tercero al 50% y el cuarto y último al 25% de la capacidad del canal.

Cómo se puede observar en la Figura 6, **IGI**, mide de manera muy acertada el ancho de banda disponible, mostrándose muy cercana al valor teórico real del ancho de banda disponible.

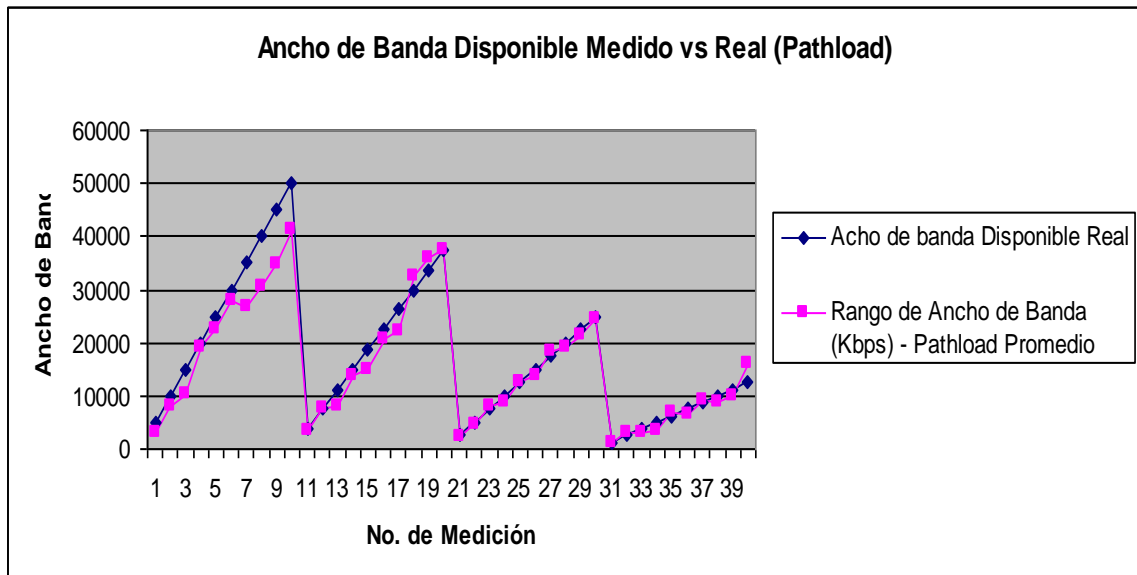
Por su parte **Pathload** (Figura 7), muestra, que en ausencia de tráfico cruzado, el valor medido subestima el ancho de banda disponible.

Figura 6. Ancho de banda disponible Medido vs Real (IGI)



Fuente: Autores del Documento.

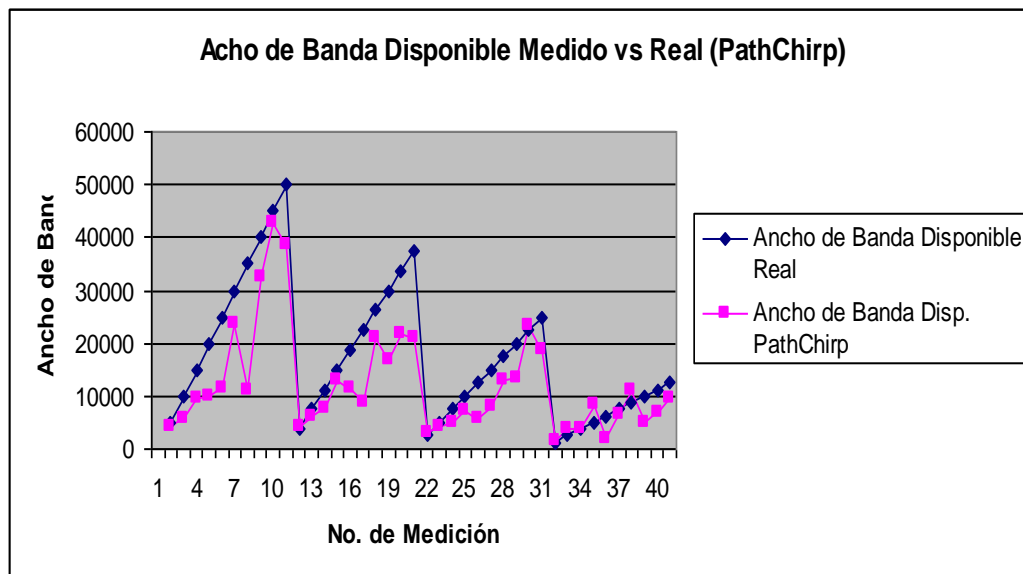
Figura 7. Ancho de banda disponible Medido vs Real (Pathload)



Fuente: Autores del Documento.

En el caso de **PatchChirp** y **Spruce**, las mediciones oscilan entre valores que si bien subestiman el ancho e banda disponible, no se acercan de manera uniforme a un ancho de banda disponible, oscilando entre valores muy bajos o muy cercanos al real; comportamiento que **Spruce** logra estabilizar en presencia de grandes cantidades de tráfico cruzado (75% de la capacidad del cuello de botella).

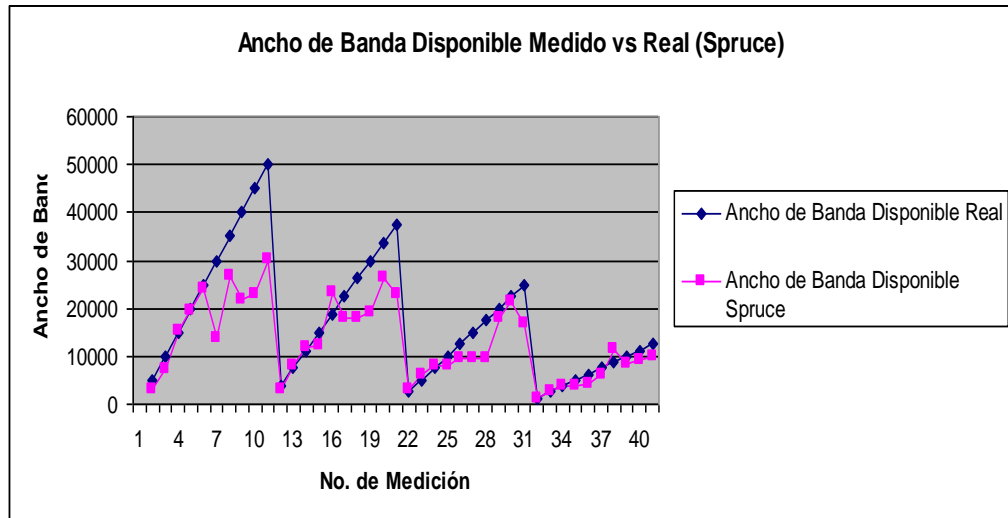
Figura 8. Ancho de banda disponible Medido vs Real (PatchChirp)



Fuente: Autores del Documento.

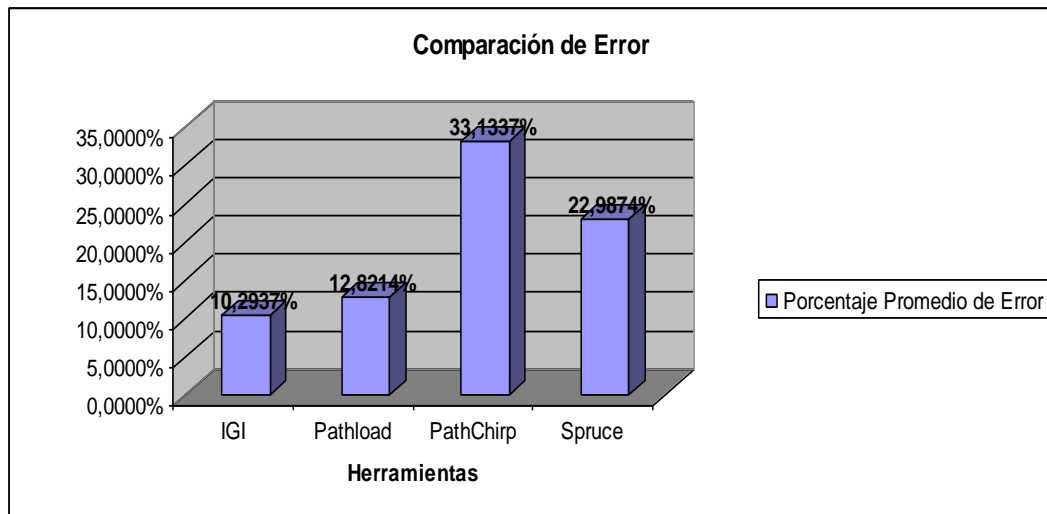
Al observar el porcentaje de error de cada herramienta (Figura 10), se hace visible lo ya observado de las mediciones de ancho de banda disponible, dónde **IGI** y **Pathload**, se hacen más cercanas al valor real, con un promedio de error por medición de 10,2937% y 12,0214% respectivamente. Sin embargo, si hablamos de tiempos de convergencia, **PatchChirp** se presenta como la herramienta con el mayor tiempo de convergencia, lo cual nos indica que es la herramienta que toma mayor tiempo para la medición.

Figura 9. Ancho de banda disponible Medido vs Real (Spruce)



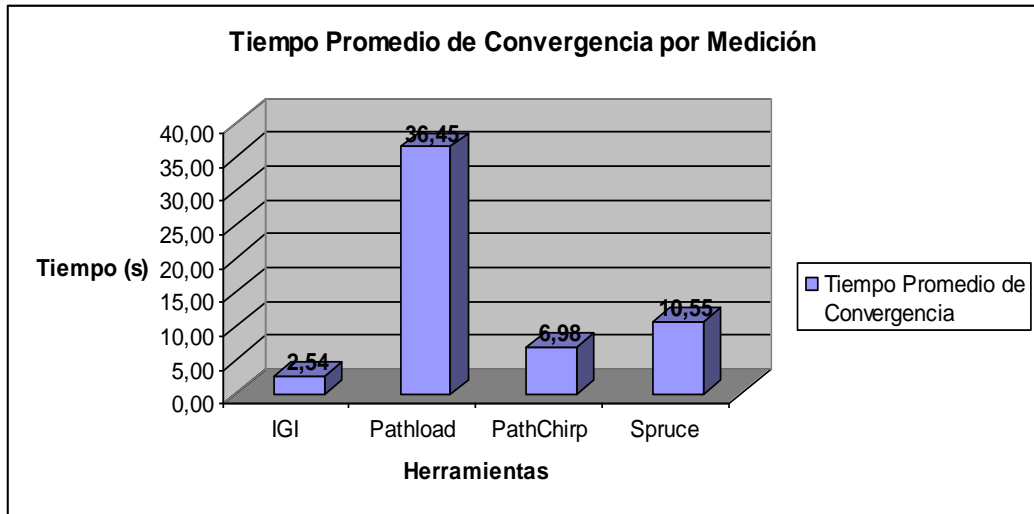
Fuente: Autores del Documento.

Figura 10. Porcentajes de Error



Fuente: Autores del Documento.

Figura 11. Tiempo Promedio de Convergencia por Medición



Fuente: Autores del Documento.

CONCLUSIONES

- Tomando en cuenta que estas pruebas fueron realizadas bajo un ambiente controlado e ideal de funcionamiento de las herramientas, es posible realizar observaciones sobre el comportamiento de las mismas en el ambiente para el cual fueron diseñadas.
- En cuanto a exactitud en la medición, es apropiado afirmar que, la mejor herramienta en lo que a este parámetro se refiere es IGI, la cual presenta el menor porcentaje de error en la medición con un valor promedio de 10,29%. De acuerdo a este mismo parámetro, la herramienta con menor exactitud es PathChirp, con un 33,13% de error por medición.
- Con la información obtenida de las pruebas, es posible afirmar que en comparación con Pathload, PathChirp y Spruce, la herramienta más rápida es IGI, con un promedio de tiempo por medición de 2,54s. Esto, claro está, teniendo en cuenta que la herramienta Spruce no ofrece un valor estimado del tiempo tomado para la medición y para tal fin se hizo necesario el uso del comando time de Linux.
- Luego de la realización de las pruebas determinadas para la evaluación de las herramientas (cuarenta pruebas por cada herramienta, con anchos de banda en el cuello de botella desde 5000 a 50000kbps), queda claro que, cada una de las herramientas, produce un resultado más acertado en la medición del ancho de banda disponible, cuando existe tráfico competente en la red.

- Se debe tener en cuenta que a pesar que PatchChirp y Spruce subestiman el ancho de banda disponible del canal, estas herramientas podrían resultar útiles en un ambiente en el que la exactitud de a medición no sea un factor clave para la transmisión de datos.

BIBLIOGRAFÍA

BRESLAU, L., KNIGHTLY, E., SHENKER, S. y STOIKA, I. "Endpoint admission control: Architectural issues and performance," *ACM SIGCOMM*. 2000.

BitTorrent, Inc. <http://bittorrent.com/> Marzo de 2006

DOVROLIS, C.; RAMANATHAN, P. y MOORE, David. What do packet dispersion techniques measure? In Proc. of ACM INFOCOM'01. Anchorage. Alaska, USA. Abril, 2001.

Dummysnet. http://info.iet.unipi.it/~luigi/ip_dummysnet/. Agosto, 2005.

FALL, Kevin y FLOYD, Rally. Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno, and SACK TCP. Lawrence Berkeley National Laboratory.

GUERRERO, César. Test Bed for ABETs Evaluation. <http://fis.unab.edu.co/docentes/cguerrer> Marzo de 2006

Gnutella.Com. <http://www.gnutella.com/> Marzo de 2006

HU, N. y STEENKISTE, Peter. Estimating Available Bandwidth Using Packet Pair Probing. Septiembre 9 de 2002

HU, N. y STEENKISTE, P. Evaluation and Characterization of Available Bandwidth Techniques. IEEE JSAC Lanzamiento especial en Internet y WWW Measurement, Mapping, and Modeling. 2003.

Internet World Stats. Usage and Population Statistics.
<http://www.internetworldstats.com/sa/co.htm> Marzo de 2006

JAIN, M. y DOVROLIS, C. End-to-End Available Bandwidth: Measurement Methodology, Dynamics, and Relation with TCP Throughput. *ACMSIGCOMM Simposio Communications Architectures Protocols*. Pittsburgh. Agosto, 2002.

JAIN, M. y DOVROLIS, C. Pathload: A Measurement Tool for End-to-End Available Bandwidth. Passive and Active Measurements. Fort Collins. Colorado. Marzo, 2002.

MANISH, Jain and CONSTANTINO, Dovrolis. Ten Fallacies and Pitfalls on End-to-End Available Bandwidth Estimation. ACM Internet Measurements Conference (ICM). Sicilia, Italia. Octubre, 2004.

MASCOLO, Saberio, CASETTI, Claudio, GERLA, Mario, SANADIDI, M. Y. y WANG, Ren. TCP Westwood: Bandwidth Estimation for Enhanced Transport over Wireless Links.

PADHYE, Jitendra, FIROIU, Victor, TOWSLY, Donald F., y KUROSE, James F. Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation. *IEEE/ACM Transactions on Networking*. Vol. 8. Nº 2. Abril, 2000. 133 p.

PRASAD, Ravi y DOVROLIS, Constantinos. MURRAY, Margareth y CLAFFY, Kc. Bandwidth Estimation: Metrics, Measurement Techniques, and Tools.

RIBEIRO, V., RIEDI, R., BARANJUK, R., NAVRATIL, J. y COTTRELL, L. "PathChirp: Efficient Available Bandwidth Estimation for Network Paths". Department of Electrical and Computer Engineering, Rice University. 2004.

RIBEIRO, V.; COATES, M.; RIEDI, R.; SARVOTHAM, S. y BARANJUK, R. Multifractal cross traffic estimation. Septiembre, 2000.

STALLINGS, William. Comunicaciones y Redes de Computadores. 7ª ed.

STALLINGS, William. ISDN and Broadband ISDN with Frame Relay and ATM. 4ª ed.

STRAUSS, J., KATABI, D. y KAASHOEK, F. A Measurement Study of Available Bandwidth Estimation Tools. MIT Computer Science and Artificial Intelligence Laboratory.

TANENBAUM, Andrew S. Computer Networks. 4ª ed.

The FreeBSD project. <http://www.freebsd.org/> Marzo de 2006

ANEXOS

ANEXO A – BRAZIL. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO

```
# -- sysinstall generated deltas -- # Mon Jun 6 06:54:23 2005
# Created: Mon Jun 6 06:54:23 2005
# Enable network daemons for user convenience.
# Please make all changes to this file, not to /etc/defaults/rc.conf.
# This file now contains just the overrides from /etc/defaults/rc.conf.
linux_enable="YES"
moused_enable="YES"
moused_port="/dev/psm0"
moused_type="auto"
usbd_enable="YES"
sendmail_enable="NO"
# -- sysinstall generated deltas -- # Thu Jun 9 10:10:41 2005
ifconfig_em0="inet 10.0.1.2 netmask 255.255.255.0"
ifconfig_xl0="inet 10.0.2.1 netmask 255.255.255.0"
gateway_enable="YES"
hostname="Brazil"
#-----#
# FIREWALL STUFFZ -----#
#-----#
firewall_enable="YES"
firewall_script="/etc/ipfw.conf"
firewall_quiet="NO"
#-----#
# ROUTES -----#
#-----#
```

```
static_routes="net1 net2 net3 net4 net5 net6"  
route_net1="-net 10.0.3.1/24 10.0.2.2"  
route_net2="-net 10.0.3.2/24 10.0.2.2"  
route_net3="-net 10.0.4.1/24 10.0.2.2"  
route_net4="-net 10.0.4.2/24 10.0.2.2"  
route_net5="-net 10.0.0.2/24 10.0.3.1"  
route_net6="-net 10.0.0.1/24 10.0.3.1"  
#-----#
```

ANEXO A.1 – BRAZIL. REGLAS DE FIREWALL

```
#!/bin/sh
# This is for Brazil

ipfw -f flush
ipfw pipe flush
route flush

# sysctl variables needed
sysctl net.inet.ip.fw.enable=1
sysctl net.inet.ip.fw.one_pass=1
sysctl net.link.ether.ipfw=0

# To avoid ICMP messages when MGEN is running:
sysctl net.inet.icmp.icmplim_output=0

# These are the routes
route add -net 10.0.0.0/24 10.0.1.1
route add -net 10.0.3.0/24 10.0.2.2
route add -net 10.0.4.0/24 10.0.2.2

# Rule to let all non-ip packets go through
ipfw -q add 100 allow layer2 not mac-type ip

# Rules to forward packets from Billy to Agnes
ipfw -q add 1000 pipe 1 ip from any to 10.0.4.0 out
ipfw -q add 1100 pipe 1 ip from 10.0.2.1 to 10.0.2.2 out
```

```
# Rules to forward packets from Agnes to Billy
```

```
ipfw -q add 2000 pipe 2 ip from any to any
```

```
# Pipe configuration
```

```
ipfw pipe 1 config bw 100Mbps
```

```
ipfw pipe 2 config bw 100Mbps
```

ANEXO B – US. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO

```
# -- sysinstall generated deltas -- # Mon Jun 6 07:03:37 2005
# Created: Mon Jun 6 07:03:37 2005
# Enable network daemons for user convenience.
# Please make all changes to this file, not to /etc/defaults/rc.conf.
# This file now contains just the overrides from /etc/defaults/rc.conf.
linux_enable="YES"
moused_enable="YES"
moused_port="/dev/psm0"
moused_type="auto"
usbd_enable="YES"
sendmail_enable="NO"
ifconfig_em0="inet 10.0.0.2 netmask 255.255.255.0"
ifconfig_xl0="inet 10.0.1.3 netmask 255.255.255.0"
gateway_enable="YES"
hostname="US"
#-----#
# FIREWALL STUFFZ -----#
#-----#
firewall_enable="YES"
firewall_script="/etc/ipfw.conf"
firewall_quiet="NO"
#-----#
# ROUTES -----#
#-----#
static_routes="net1 net2 net3 net4 net5 net6"
```



```
route_net1="-net 10.0.2.1/24 10.0.1.2"  
route_net2="-net 10.0.2.2/24 10.0.1.2"  
route_net3="-net 10.0.3.2/24 10.0.1.2"  
route_net4="-net 10.0.3.1/24 10.0.1.2"  
route_net5="-net 10.0.4.2/24 10.0.1.2"  
route_net6="-net 10.0.4.1/24 10.0.1.2"  
#-----#
```

ANEXO B.1 – US. REGLAS DE FIREWALL

```
# First, flush rules and routes
ipfw -f flush
ipfw pipe flush
route flush

# sysctl variables needed
sysctl net.inet.ip.fw.enable=1
sysctl net.inet.ip.fw.one_pass=1
sysctl net.link.ether.bridge.enable=0
sysctl net.link.ether.ipfw=0
sysctl net.link.ether.bridge_ipfw=0
sysctl net.link.ether.bridge.config=dc0,xl0
# To avoid ICMP messages when MGEN is running:
sysctl net.inet.icmp.icmplim_output=0

# This are the routes
route add -net 10.0.2.0/24 10.0.1.2
route add -net 10.0.3.0/24 10.0.1.2
route add -net 10.0.4.0/24 10.0.1.2

# This server is in the middle of this networks
NetBilly="10.0.0.0/24"
NetAgnes="10.0.4.0/24"

# Rule to let all non-ip packets go through
ipfw -q add 100 allow layer2 not mac-type ip
```

```
# Rules to forward packets from Billy to Agnes
ipfw -q add 1000 pipe 1 ip from any to $NetAgnes out
ipfw -q add 1100 pipe 1 ip from 10.0.1.1 to 10.0.1.2 out
```

```
# Rules to forward packets from Agnes to Billy
ipfw -q add 2000 pipe 2 ip from any to any
```

```
# Pipe configuration
ipfw pipe 1 config bw 100Mbps
ipfw pipe 2 config bw 100Mbps
```

ANEXO C – SPAIN. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO

```
# -- sysinstall generated deltas -- # Mon Jun 6 13:45:37 2005
# Created: Mon Jun 6 13:45:37 2005
# Enable network daemons for user convenience.
# Please make all changes to this file, not to /etc/defaults/rc.conf.
# This file now contains just the overrides from /etc/defaults/rc.conf.
linux_enable="YES"
moused_enable="YES"
moused_flags=""
moused_port="/dev/psm0"
moused_type="auto"
usbd_enable="YES"
sendmail_enable="NO"
# -- sysinstall generated deltas -- # Thu Jun 9 09:44:49 2005
gateway_enable="YES"
# -- sysinstall generated deltas -- # Thu Jun 9 09:46:41 2005
ifconfig_xl0="inet 10.0.4.1 netmask 255.255.255.0"
ifconfig_em0="inet 10.0.3.2 netmask 255.255.255.0"
hostname="Spain"
#-----#
# FIREWALL STUFFZ -----#
#-----#
firewall_enable="YES"
firewall_script="/etc/ipfw.conf"
firewall_quiet="NO"
#-----#
```

```
# ROUTES -----#  
#-----#  
static_routes="net1 net2 net3 net4 net5 net6"  
route_net1="-net 10.0.2.2/24 10.0.3.1"  
route_net2="-net 10.0.2.1/24 10.0.3.1"  
route_net3="-net 10.0.1.2/24 10.0.3.1"  
route_net4="-net 10.0.1.1/24 10.0.3.1"  
route_net5="-net 10.0.0.2/24 10.0.3.1"  
route_net6="-net 10.0.0.1/24 10.0.3.1"  
#-----#
```

ANEXO C.1 – SPAIN. REGLAS DE FIREWALL

```
#!/bin/sh
# This is for Spain

ipfw -f flush
ipfw pipe flush
route flush

# sysctl variables needed
sysctl net.inet.ip.fw.enable=1
sysctl net.inet.ip.fw.one_pass=1
sysctl net.link.ether.ipfw=0

# To avoid ICMP messages when MGEN is running:
sysctl net.inet.icmp.icmplim_output=0

# These are the routes
route add -net 10.0.2.0/24 10.0.3.1
route add -net 10.0.1.0/24 10.0.3.1
route add -net 10.0.0.0/24 10.0.3.1

# Rule to let all non-ip packets go through
ipfw -q add 100 allow layer2 not mac-type ip

# Rules to forward packets from Billy to Agnes
ipfw -q add 1000 pipe 1 ip from any to 10.0.4.0 out
```

```
# Rules to forward packets from Agnes to Billy
ipfw -q add 2000 pipe 2 ip from any to any
```

```
# Pipe configuration
ipfw pipe 1 config bw 100Mbps
ipfw pipe 2 config bw 100Mbps
```

ANEXO D – CHINA. ARCHIVOS DE CONFIGURACIÓN DE TABLAS DE ENRUTAMIENTO

```
# -- sysinstall generated deltas -- # Wed Jun 8 10:33:27 2005
# Created: Wed Jun 8 10:33:27 2005
# Enable network daemons for user convenience.
# Please make all changes to this file, not to /etc/defaults/rc.conf.
# This file now contains just the overrides from /etc/defaults/rc.conf.
linux_enable="YES"
moused_enable="YES"
moused_port="/dev/psm0"
moused_type="auto"
usbd_enable="YES"
sendmail_enable="NO"
# -- sysinstall generated deltas -- # Thu Jun 9 09:51:39 2005
ifconfig_em0="inet 10.0.2.2 netmask 255.255.255.0"
ifconfig_xl0="inet 10.0.3.1 netmask 255.255.255.0"
gateway_enable="YES"
hostname="China"
#-----#
# FIREWALL STUFFZ -----#
#-----#
firewall_enable="YES"
firewall_script="/etc/ipfw.conf"
firewall_quiet="NO"
#-----#
# RULES -----#
#-----#
```



```
static_routes="net1 net2 net3 net4 net5 net6"  
route_net1="-net 10.0.4.1/24 10.0.3.2"  
route_net2="-net 10.0.4.2/24 10.0.3.2"  
route_net3="-net 10.0.1.2/24 10.0.2.1"  
route_net4="-net 10.0.1.1/24 10.0.2.1"  
route_net5="-net 10.0.0.2/24 10.0.2.1"  
route_net6="-net 10.0.0.1/24 10.0.2.1"  
#-----#
```

ANEXO D.1 – CHINA. REGLAS DE FIREWALL

```
#!/bin/sh
# This is for China

ipfw -f flush
ipfw pipe flush
route flush

# sysctl variables needed
sysctl net.inet.ip.fw.enable=1
sysctl net.inet.ip.fw.one_pass=1
sysctl net.link.ether.ipfw=0

# To avoid ICMP messages when MGEN is running:
sysctl net.inet.icmp.icmplim_output=0

# These are the routes
route add -net 10.0.4.0/24 10.0.3.2
route add -net 10.0.1.0/24 10.0.2.1
route add -net 10.0.0.0/24 10.0.2.1

# Rule to let all non-ip packets go through
ipfw -q add 100 allow layer2 not mac-type ip

# Rules to forward packets from Billy to Agnes
ipfw -q add 1000 pipe 1 ip from any to 10.0.4.0 out
ipfw -q add 1100 pipe 1 ip from 10.0.3.1 to 10.0.3.2 out
```

```
# Rules to forward packets from Agnes to Billy
```

```
ipfw -q add 2000 pipe 2 ip from any to any
```

```
# Pipe configuration
```

```
ipfw pipe 1 config bw 100Mbps
```

```
ipfw pipe 2 config bw 100Mbps
```

ANEXO E – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR IGI

Capacidad del enlace (kbps)				Ancho de Banda Disponible Real	Tráfico Cruzado			Ancho de Banda Disponible IGI (Kbps)	Tiempo de Convergencia (s)	% Ancho de Banda Disponible Real	% Estimado por IGI	Error
US	Brazil	China	Spain		Kbps	%	KBps					
100000	5000	100000	100000	5000	0	0	0	4682.929	2.171	1	0.9366	6.34%
10000	100000	100000	100000	10000	0	0	0	13802.625	3.199	1	1.3803	38.03%
100000	15000	100000	100000	15000	0	0	0	11402.137	1.856	1	0.7601	23.99%
100000	100000	20000	100000	20000	0	0	0	19222.969	9.662	1	0.9611	3.89%
100000	100000	100000	25000	25000	0	0	0	23471.41	1.140	1	0.9389	6.11%
100000	100000	30000	100000	30000	0	0	0	29548.063	1.785	1	0.9849	1.51%
100000	35000	100000	100000	35000	0	0	0	35533.882	2.199	1	1.0153	1.53%
40000	100000	100000	100000	40000	0	0	0	38135.068	5.391	1	0.9534	4.66%
100000	45000	100000	100000	45000	0	0	0	41961.659	2.787	1	0.9325	6.75%
100000	100000	50000	100000	50000	0	0	0	47791.012	0.192	1	0.9558	4.42%
100000	5000	100000	100000	3750	1250	0.25	153	3117.282	2.517	0.75	0.6235	16.87%
10000	100000	100000	100000	7500	2500	0.25	305	7764.559	1.848	0.75	0.7765	3.53%
100000	15000	100000	100000	11250	3750	0.25	458	11957.669	1.519	0.75	0.7972	6.29%
100000	100000	20000	100000	15000	5000	0.25	610	14976.43	3.135	0.75	0.7488	0.16%
100000	100000	100000	25000	18750	6250	0.25	763	16862.537	0.747	0.75	0.6745	10.07%
100000	100000	30000	100000	22500	7500	0.25	916	25845.04	2.545	0.75	0.8615	14.87%
100000	35000	100000	100000	26250	8750	0.25	1068	28543.783	7.650	0.75	0.8155	8.74%
40000	100000	100000	100000	30000	10000	0.25	1221	29427.633	1.401	0.75	0.7357	1.91%
100000	45000	100000	100000	33750	11250	0.25	1373	38971.219	1.173	0.75	0.8660	15.47%
100000	100000	50000	100000	37500	12500	0.25	1526	38524.776	0.281	0.75	0.7705	2.73%
100000	5000	100000	100000	2500	2500	0.5	305	2292.384	1.979	0.5	0.4585	8.30%
10000	100000	100000	100000	5000	5000	0.5	610	6313.388	2.085	0.5	0.6313	26.27%
100000	15000	100000	100000	7500	7500	0.5	916	6365.094	2.158	0.5	0.4243	15.13%
100000	100000	20000	100000	10000	10000	0.5	1221	11678.927	1.002	0.5	0.5839	16.79%
100000	100000	100000	25000	12500	12500	0.5	1526	12341.907	1.350	0.5	0.4937	1.26%
100000	100000	30000	100000	15000	15000	0.5	1831	17832.001	4.521	0.5	0.5944	18.88%
100000	35000	100000	100000	17500	17500	0.5	2136	18954.201	0.074	0.5	0.5415	8.31%
40000	100000	100000	100000	20000	20000	0.5	2441	19832.007	1.600	0.5	0.4958	0.84%
100000	45000	100000	100000	22500	22500	0.5	2747	21967.31	0.987	0.5	0.4882	2.37%
100000	100000	50000	100000	25000	25000	0.5	3052	23871.093	2.301	0.5	0.4774	4.52%

100000	5000	100000	100000	1250	3750	0.75	458	1390.488	2.407	0.25	0.2781	11.24%
10000	100000	100000	100000	2500	7500	0.75	916	2822.082	1.980	0.25	0.2822	12.88%
100000	15000	100000	100000	3750	11250	0.75	1373	4609.129	3.780	0.25	0.3073	22.91%
100000	100000	20000	100000	5000	15000	0.75	1831	5490.328	4.170	0.25	0.2745	9.81%
100000	100000	100000	25000	6250	18750	0.75	2289	6947.281	2.301	0.25	0.2779	11.16%
100000	100000	30000	100000	7500	22500	0.75	2747	8416.804	0.792	0.25	0.2806	12.22%
100000	35000	100000	100000	8750	26250	0.75	3204	8345.72	1.761	0.25	0.2384	4.62%
40000	100000	100000	100000	10000	30000	0.75	3662	13784.028	7.320	0.25	0.3446	37.84%
100000	45000	100000	100000	11250	33750	0.75	4120	11784.038	1.010	0.25	0.2619	4.75%
100000	100000	50000	100000	12500	37500	0.75	4578	12975.302	4.708	0.25	0.2595	3.80%
Promedio									2.537			10.29%

* El enlace cuello de botella se encuentra resaltado en negrilla

Fuente: Autores del Documento.

ANEXO F – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR PATHLOAD

Capacidad del enlace (kbps)				Acho de banda Disponible Real	Tráfico Cruzado			Rango de Ancho de Banda (Kbps) - Pathload			Tiempo de Convergencia (s)	% Ancho de Banda Disponible Real	% medido por Pathload	Error
US	Brazil	China	Spain		Kbps	%	KBps	Mínimo	Máximo	Promedio				
100000	5000	100000	100000	5000	0	0	0	3215	3215	3215	90.18	1	0.6430	35.70%
10000	100000	100000	100000	10000	0	0	0	7475	8325	7900	39.08	1	0.7900	21.00%
100000	15000	100000	100000	15000	0	0	0	10168	10168	10168	24.71	1	0.6779	32.21%
100000	100000	20000	100000	20000	0	0	0	18739	19558	19148.5	342.80	1	0.9574	4.26%
100000	100000	100000	25000	25000	0	0	0	14940	29880	22410	3.70	1	0.8964	10.36%
100000	100000	30000	100000	30000	0	0	0	28467	27546	28006.5	10.09	1	0.9336	6.65%
100000	35000	100000	100000	35000	0	0	0	21156	32125	26640.5	6.45	1	0.7612	23.88%
40000	100000	100000	100000	40000	0	0	0	28948	32328	30638	6.89	1	0.7660	23.41%
100000	45000	100000	100000	45000	0	0	0	34612	35021	34816.5	7.68	1	0.7737	22.63%
100000	100000	50000	100000	50000	0	0	0	41062	41461	41261.5	9.41	1	0.8252	17.48%
100000	5000	100000	100000	3750	1250	0.25	153	3267	3267	3267	88.67	0.75	0.6534	12.88%
10000	100000	100000	100000	7500	2500	0.25	305	7475	7475	7475	36.93	0.75	0.7475	0.33%
100000	15000	100000	100000	11250	3750	0.25	458	8121	8121	8121	30.24	0.75	0.5414	27.81%
100000	100000	20000	100000	15000	5000	0.25	610	13803	13803	13803	91.39	0.75	0.6902	7.98%
100000	100000	100000	25000	18750	6250	0.25	763	14940	14940	14940	16.24	0.75	0.5976	20.32%
100000	100000	30000	100000	22500	7500	0.25	916	16384	24576	20480	5.24	0.75	0.6827	8.98%
100000	35000	100000	100000	26250	8750	0.25	1068	22320	22320	22320	13.22	0.75	0.6377	14.97%
40000	100000	100000	100000	30000	10000	0.25	1221	31450	33540	32495	7.68	0.75	0.8124	8.32%
100000	45000	100000	100000	33750	11250	0.25	1373	39210	32730	35970	32.30	0.75	0.7993	6.58%
100000	100000	50000	100000	37500	12500	0.25	1526	38250	37021	37635.5	8.34	0.75	0.7527	0.36%
100000	5000	100000	100000	2500	2500	0.5	305	3215	1608	2411.5	113.64	0.5	0.4823	3.54%
10000	100000	100000	100000	5000	5000	0.5	610	4403	4403	4403	39.08	0.5	0.4403	11.94%
100000	15000	100000	100000	7500	7500	0.5	916	8121	8121	8121	24.72	0.5	0.5414	8.28%
100000	100000	20000	100000	10000	10000	0.5	1221	9345	8324	8834.5	12.30	0.5	0.4417	11.66%
100000	100000	100000	25000	12500	12500	0.5	1526	13223	11992	12607.5	9.11	0.5	0.5043	0.86%
100000	100000	30000	100000	15000	15000	0.5	1831	13212	14530	13871	98.30	0.5	0.4624	7.53%
100000	35000	100000	100000	17500	17500	0.5	2136	17321	19400	18360.5	3.17	0.5	0.5246	4.92%
40000	100000	100000	100000	20000	20000	0.5	2441	18770	19221	18995.5	17.03	0.5	0.4749	5.02%
100000	45000	100000	100000	22500	22500	0.5	2747	21545	21545	21545	5.20	0.5	0.4788	4.24%
100000	100000	50000	100000	25000	25000	0.5	3052	22309	26435	24372	12.80	0.5	0.4874	2.51%

100000	5000	100000	100000	1250	3750	0.75	458	1219	1219	1219	88.80	0.25	0.2438	2.48%
10000	100000	100000	100000	2500	7500	0.75	916	3379	2355	2867	41.23	0.25	0.2867	14.68%
100000	15000	100000	100000	3750	11250	0.75	1373	3245	2873	3059	21.18	0.25	0.2039	18.43%
100000	100000	20000	100000	5000	15000	0.75	1831	3543	3249	3396	43.17	0.25	0.1698	32.08%
100000	100000	100000	25000	6250	18750	0.75	2289	6521	6888	6704.5	17.30	0.25	0.2682	7.27%
100000	100000	30000	100000	7500	22500	0.75	2747	6523	6523	6523	4.32	0.25	0.2174	13.03%
100000	35000	100000	100000	8750	26250	0.75	3204	9612	8623	9117.5	5.02	0.25	0.2605	4.20%
40000	100000	100000	100000	10000	30000	0.75	3662	7631	9826	8728.5	11.23	0.25	0.2182	12.72%
100000	45000	100000	100000	11250	33750	0.75	4120	8276	11520	9898	8.06	0.25	0.2200	12.02%
100000	100000	50000	100000	12500	37500	0.75	4578	13827	18512	16169.5	11.15	0.25	0.3234	29.36%
Promedio											36.45			12.82%

* El enlace cuello de botella se encuentra resaltado en negrilla

Fuente: Autores del Documento.

ANEXO G – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR SPRUCE

Capacidad del enlace ipfw (kbps)				Tráfico Cruzado			Ancho de Banda Disponible Real	Ancho de Banda Disponible Spruce	Tiempo de Convergencia (s)	% Ancho de Banda Disponible Real	% medido por Spruce	Error
US	Brazil	China	Spain	Kbps	%	KBps						
100000	5000	100000	100000	0	0	0	5000	3205	11.30	1	0.6410	35.90%
10000	100000	100000	100000	0	0	0	10000	7227	10.16	1	0.7227	27.73%
100000	15000	100000	100000	0	0	0	15000	15142	12.09	1	1.0095	0.95%
100000	100000	20000	100000	0	0	0	20000	19520	9.76	1	0.9760	2.40%
100000	100000	100000	25000	0	0	0	25000	24265	11.36	1	0.9706	2.94%
100000	100000	30000	100000	0	0	0	30000	13588	12.62	1	0.4529	54.71%
100000	35000	100000	100000	0	0	0	35000	26598	10.23	1	0.7599	24.01%
40000	100000	100000	100000	0	0	0	40000	21714	12.15	1	0.5429	45.72%
100000	45000	100000	100000	0	0	0	45000	22804	8.78	1	0.5068	49.32%
100000	100000	50000	100000	0	0	0	50000	30192	9.87	1	0.6038	39.62%
100000	5000	100000	100000	1250	0.25	153	3750	3081	10.11	0.75	0.6162	17.84%
10000	100000	100000	100000	2500	0.25	305	7500	8049	8.32	0.75	0.8049	7.32%
100000	15000	100000	100000	3750	0.25	458	11250	11872	10.23	0.75	0.7915	5.53%
100000	100000	20000	100000	5000	0.25	610	15000	12103	10.80	0.75	0.6052	19.31%
100000	100000	100000	25000	6250	0.25	763	18750	23418	10.46	0.75	0.9367	24.90%
100000	100000	30000	100000	7500	0.25	916	22500	17883	13.31	0.75	0.5961	20.52%
100000	35000	100000	100000	8750	0.25	1068	26250	17825	14.01	0.75	0.5093	32.10%
40000	100000	100000	100000	10000	0.25	1221	30000	18931	8.57	0.75	0.4733	36.90%
100000	45000	100000	100000	11250	0.25	1373	33750	26300	9.23	0.75	0.5844	22.07%
100000	100000	50000	100000	12500	0.25	1526	37500	23098	11.32	0.75	0.4620	38.41%
100000	5000	100000	100000	2500	0.5	305	2500	3009	8.25	0.5	0.6018	20.36%
10000	100000	100000	100000	5000	0.5	610	5000	5992	9.24	0.5	0.5992	19.84%
100000	15000	100000	100000	7500	0.5	916	7500	7861	13.42	0.5	0.5241	4.81%
100000	100000	20000	100000	10000	0.5	1221	10000	7839	11.21	0.5	0.3920	21.61%
100000	100000	100000	25000	12500	0.5	1526	12500	9537	9.24	0.5	0.3815	23.70%
100000	100000	30000	100000	15000	0.5	1831	15000	9430	7.12	0.5	0.3143	37.13%
100000	35000	100000	100000	17500	0.5	2136	17500	9673	9.58	0.5	0.2764	44.73%
40000	100000	100000	100000	20000	0.5	2441	20000	17945	13.19	0.5	0.4486	10.28%
100000	45000	100000	100000	22500	0.5	2747	22500	21398	12.07	0.5	0.4755	4.90%
100000	100000	50000	100000	25000	0.5	3052	25000	16983	8.24	0.5	0.3397	32.07%
100000	5000	100000	100000	3750	0.75	458	1250	1062	9.16	0.25	0.2124	15.04%

10000	100000	100000	100000	7500	0.75	916	2500	2858	12.09	0.25	0.2858	14.32%
100000	15000	100000	100000	11250	0.75	1373	3750	3926	10.83	0.25	0.2617	4.69%
100000	100000	20000	100000	15000	0.75	1831	5000	3974	9.17	0.25	0.1987	20.52%
100000	100000	100000	25000	18750	0.75	2289	6250	4123	9.28	0.25	0.1649	34.03%
100000	100000	30000	100000	22500	0.75	2747	7500	6210	11.27	0.25	0.2070	17.20%
100000	35000	100000	100000	26250	0.75	3204	8750	11348	12.85	0.25	0.3242	29.69%
40000	100000	100000	100000	30000	0.75	3662	10000	8356	13.11	0.25	0.2089	16.44%
100000	45000	100000	100000	33750	0.75	4120	11250	9162	8.76	0.25	0.2036	18.56%
100000	100000	50000	100000	37500	0.75	4578	12500	9825	9.14	0.25	0.1965	21.40%
Promedio									10.55			22.99%

* El enlace cuello de botella se encuentra resaltado en negrilla

Fuente: Autores del Documento.

ANEXO H – ANCHO DE BANDA DISPONIBLE ESTIMADO POR PATHCHIRP

Capacidad del enlace ipfw (kbps)				Ancho de Banda Disponible Real	Tráfico Cruzado			Ancho de Banda Disp. PathChirp	Tiempo de Convergencia (s)	% Ancho de Banda Disponible Real	% medido por PathChirp	Error
US	Brazil	China	Spain		Kbps	%	KBps					
100000	5000	100000	100000	5000	0	0	0	4269	7.50	1	0.8538	14.62%
10000	100000	100000	100000	10000	0	0	0	5893	7.50	1	0.5893	41.07%
100000	15000	100000	100000	15000	0	0	0	9486	7.50	1	0.6324	36.76%
100000	100000	20000	100000	20000	0	0	0	9824	7.50	1	0.4912	50.88%
100000	100000	100000	25000	25000	0	0	0	11625	7.50	1	0.4650	53.50%
100000	100000	30000	100000	30000	0	0	0	23865	6.00	1	0.7955	20.45%
100000	35000	100000	100000	35000	0	0	0	11002	7.50	1	0.3143	68.57%
40000	100000	100000	100000	40000	0	0	0	32490	6.00	1	0.8123	18.78%
100000	45000	100000	100000	45000	0	0	0	42691	6.00	1	0.9487	5.13%
100000	100000	50000	100000	50000	0	0	0	38620	6.00	1	0.7724	22.76%
100000	5000	100000	100000	3750	1250	0.25	153	4253	7.50	0.75	0.8506	13.41%
10000	100000	100000	100000	7500	2500	0.25	305	6012	7.50	0.75	0.6012	19.84%
100000	15000	100000	100000	11250	3750	0.25	458	7623	7.50	0.75	0.5082	32.24%
100000	100000	20000	100000	15000	5000	0.25	610	12807	7.50	0.75	0.6404	14.62%
100000	100000	100000	25000	18750	6250	0.25	763	11628	7.50	0.75	0.4651	37.98%
100000	100000	30000	100000	22500	7500	0.25	916	8712	7.50	0.75	0.2904	61.28%
100000	35000	100000	100000	26250	8750	0.25	1068	21098	7.50	0.75	0.6028	19.63%
40000	100000	100000	100000	30000	10000	0.25	1221	16712	6.00	0.75	0.4178	44.29%
100000	45000	100000	100000	33750	11250	0.25	1373	21901	6.00	0.75	0.4867	35.11%
100000	100000	50000	100000	37500	12500	0.25	1526	21083	6.00	0.75	0.4217	43.78%
100000	5000	100000	100000	2500	2500	0.5	305	3122	7.50	0.5	0.6244	24.88%
10000	100000	100000	100000	5000	5000	0.5	610	4309	7.50	0.5	0.4309	13.82%
100000	15000	100000	100000	7500	7500	0.5	916	5032	7.50	0.5	0.3355	32.90%
100000	100000	20000	100000	10000	10000	0.5	1221	7198	7.50	0.5	0.3599	28.02%
100000	100000	100000	25000	12500	12500	0.5	1526	5896	7.50	0.5	0.2358	52.83%
100000	100000	30000	100000	15000	15000	0.5	1831	7980	7.50	0.5	0.2660	46.80%
100000	35000	100000	100000	17500	17500	0.5	2136	12854	7.50	0.5	0.3673	26.55%
40000	100000	100000	100000	20000	20000	0.5	2441	13450	6.00	0.5	0.3363	32.75%
100000	45000	100000	100000	22500	22500	0.5	2747	23302	6.00	0.5	0.5178	3.57%
100000	100000	50000	100000	25000	25000	0.5	3052	18709	6.00	0.5	0.3742	25.16%
100000	5000	100000	100000	1250	3750	0.75	458	1676	7.50	0.25	0.3352	34.08%

10000	100000	100000	100000	2500	7500	0.75	916	3876	6.00	0.25	0.3876	55.04%
100000	15000	100000	100000	3750	11250	0.75	1373	3774	7.50	0.25	0.2516	0.65%
100000	100000	20000	100000	5000	15000	0.75	1831	8538	7.50	0.25	0.4269	70.77%
100000	100000	100000	25000	6250	18750	0.75	2289	1896	7.50	0.25	0.0758	69.66%
100000	100000	30000	100000	7500	22500	0.75	2747	6529	7.50	0.25	0.2176	12.95%
100000	35000	100000	100000	8750	26250	0.75	3204	11002	7.50	0.25	0.3143	25.73%
40000	100000	100000	100000	10000	30000	0.75	3662	4992	6.00	0.25	0.1248	50.08%
100000	45000	100000	100000	11250	33750	0.75	4120	6819	6.00	0.25	0.1515	39.39%
100000	100000	50000	100000	12500	37500	0.75	4578	9371	6.00	0.25	0.1874	25.03%
Promedio									6.98			33.13%

* El enlace cuello de botella se encuentra resaltado en negrilla

Fuente: Autores del Documento.